



UNIVERSITÉ DES SCIENCES ET TECHNOLOGIES DE LILLE

Numéro d'ordre : ? ? ? ?

Ordonnancement d'activité dans les réseaux de capteurs : l'exemple de la couverture de surface

Document présenté le 26 juin 2007

pour l'obtention du titre de

Docteur en Sciences mathématiques (spécialité informatique)

par

Antoine Gallais

Composition du jury

Président : Michel Diaz, LAAS-CNRS, Toulouse

Rapporteurs : Andrzej Duda, LIG, ENSIMAG, Grenoble
Thomas Noel, LSIIT, Université Louis Pasteur, Strasbourg

Examineurs : Jean-Marie Gorce, CITI, Institut National des Sciences Appliquées de Lyon
Ivan Stojmenović, SITE, Université d'Ottawa, Canada

Directeur : David Simplot-Ryl, LIFL, Université des Sciences et Technologies de Lille
Encadrant : Jean Carle, LIFL, Université des Sciences et Technologies de Lille

Remerciements

Je tiens en premier lieu à remercier les membres du jury. Andrzej Duda et Thomas Noel m'ont fait l'honneur de juger mes travaux. Je remercie sincèrement Ivan Stojmenović et Jean-Marie Gorce pour leur participation. Merci également à Michel Diaz pour l'honneur fait en acceptant la présidence de ce jury.

Je remercie particulièrement mes encadrants David Simplot-Ryl et Jean Carle qui m'auront accueilli, accompagné et conseillé tout au long de ce parcours. Mon envie de persévérer dans l'enseignement et la recherche doit beaucoup à l'énergie qu'ils savent mettre quotidiennement dans ces deux tâches.

Au cours de ces travaux, je me suis vu offrir plusieurs opportunités de collaboration, rencontrant des personnes que j'estime énormément ; parmi elles, je remercie à nouveau Ivan Stojmenović pour son professionnalisme et Jean-Marie Gorce pour sa bonne humeur et sa clairvoyance.

La fin de la thèse a été marquée également par mon départ pour deux mois de ce pays vers un autre totalement inconnu. Je tiens donc particulièrement à exprimer toute ma gratitude envers Ryuji Wakikawa, Jean Lorchat, Yuki Oyabu et Romain Kuntz qui m'ont accueilli à l'autre bout et m'ont fait découvrir une infime partie de ce nouvel univers.

Retour à Lille où, durant ces trois années de monitorat, j'ai pu partager un peu de la vie du département informatique de l'IUT A ; Un grand merci à tous les personnels enseignant, administratif et technique pour le groupe animé qu'ils forment. J'ai été de plus particulièrement ravi de pouvoir aborder des personnes aussi franches et lucides qu'Isabelle Simplot-Ryl et Bruno Beaufils.

Les membres présents et passés de l'équipe RD2P/POPS se doivent d'être remerciés également. Je salue notamment Gilles Grimaud pour son décalage et son caractère apaisant, le charmant couple formé un temps par Gnu et Jux, Fadila pour avoir animé (volontairement ou non) le bureau 101 de l'Ircica, et tous les autres qui contribuent ou qui ont contribué à faire de ce groupe une entité vraiment originale. Merci également à Axelle pour sa disponibilité et ses conseils avant des départs parfois angoissants.

Un merci très respectueux à François Ingelrest, armé de sa patience et de son sens du silence. Merci de m'avoir orienté et encadré dans des moments de flou artistique complet. J'espère vivement que ce lien tissé de l'Espagne à la Suisse perdurera.

Au cours de ces années d'insertion dans la communauté française, j'ai eu le loisir de participer à divers événements qui furent entre autres l'occasion de rencontrer des doctorants venus d'ailleurs. Parmi eux, Tahiry Razafindralambo tient une place toute particulière. Merci pour sa faculté à poser les problèmes et à les dissoudre dans des liquides opaques.

Nadia, Dorina, Yann et Kevin ont su conserver la simplicité d'aller se nourrir quotidienne-

ment au RU. Je dois beaucoup de lucidité et de recul aux assiettes de frites, certainement, mais surtout à ceux qui les épiçaient chaque midi.

Merci à tous les « faqueux » pour leur proximité ; Anthony depuis la chambre d'internat, Ch'kieck au cours de nos soirées « explication de textes », Sep, Ju, Amaury, Sév', ...

Si le départ de la rue de Paris en a chagriné plus d'un, l'arrivée rue de Roubaix a été une expérience fantastique d'habitat collectif, partagée par Hélène, Max, Julien, Auré, Christophe... J'en serais presque à souhaiter une crise du logement nous contraignant à quitter nos logements bicéphales pour retrouver la fraîcheur de la cour du 34.

Merci à Greg et Schuschu pour leur fantaisie et leur décalage salutaire, à Thomas et Annick pour leurs convictions et enfin à Sandra et Gaëlle pour leur fidélité et leur soutien indéfectible.

Impossible d'être exhaustif quant à tous les moments passés et qui restent à venir en compagnie de Timo, Sim, Ch'Bass, Ben, Xav, Arno, Vince... merci d'avance simplement.

Un merci pudique à toute ma famille en général, à mes parents en particulier, pour tout ce qu'ils m'ont transmis sciemment ou non, ainsi qu'à mon frère Matthieu pour ses bouffées d'airs philosophiques et musicaux.

Merci à Elo pour avoir supporté mes répétitions de soutenance et tant d'autres choses.

J'éprouve enfin une admiration sans borne pour Benoît Dollet, qui m'aura enseigné malheureusement bien plus qu'il n'aurait jamais pensé le faire.

« T'inquiète tio, ça va bien s'passer ... »

Table des matières

1	Introduction	9
1.1	Les réseaux de capteurs	11
1.1.1	Un capteur sans fil	11
1.1.2	Un réseaux de capteurs	11
1.1.3	Applications	13
1.2	L'ordonnancement d'activité	13
1.3	Gestion de l'ordonnancement	15
1.3.1	Approche centralisée	15
1.3.2	Approche hiérarchique	15
1.3.3	Approche localisée	16
1.4	Organisation du document	16
2	Modèles et état de l'art	17
2.1	Modélisation d'un réseau de capteurs	19
2.2	Hypothèses de travail	20
2.2.1	Déploiement des capteurs	20
	Déploiement déterministe	21
	Déploiement aléatoire	21
2.2.2	Localisation des nœuds du réseau	21
2.2.3	Synchronisation des nœuds	23
2.3	Outils d'évaluation de la couverture de zone	23
2.3.1	Evaluation discrète de couverture	24
	Utilisation de points références	24
	Discretisation du périmètre de la zone de surveillance	24
2.3.2	Evaluation exacte de couverture	25
2.3.3	Prise en compte des bordures de zone	25
2.3.4	Extension pour l'évaluation de la couverture multiple	26
2.4	Etat de l'art	27
2.4.1	Ensembles dominants	27
2.4.2	Ensembles dominants de surface	28

2.4.3	Protocoles de couverture simple	29
2.4.4	Protocoles de couverture multiple	31
2.5	Evaluation de performances	33
3	Couverture de surface en environnement idéal	34
3.1	SCR-CADS	37
3.1.1	Description	37
	MPR-CDS	37
	SCR-CADS	38
3.1.2	Découverte du voisinage	38
3.1.3	Sélection des relais	38
3.1.4	Décision d'activité	40
3.1.5	Résultats expérimentaux	42
	Connexité et couverture de surface	42
	Taille des ensembles de relais	44
	Nœuds actifs	45
3.1.6	Conclusions sur SCR-CADS	47
3.2	Un protocole affranchi de découverte de voisinage	47
3.2.1	Principe	48
3.2.2	La décision d'activité	48
	Retarder la décision	48
	Prendre la décision	48
3.2.3	Annnonce de la décision d'activité	49
	Les annonces négatives	49
	Les messages de retrait	51
	Les protocoles proposés	51
3.2.4	Résultats expérimentaux	52
	La préservation de la connexité	52
	La couverture de surface	52
	Les nœuds actifs	52
	Nombre de messages requis par les protocoles	53
3.2.5	Améliorations possibles	54
3.2.6	Conclusion	56
3.3	Conclusion générale	57
4	Couverture multiple	59
4.1	Les enjeux de la couverture multiple	61
4.2	Extension des notations et définitions	62
4.3	La k -couverture plate	63

4.3.1	Couverture multiple	64
4.3.2	Pourcentage de nœuds actifs	64
4.3.3	Connexité de l'ensemble des nœuds actifs	67
4.4	La couverture multiple à l'aide de couches d'activité	67
4.4.1	Principe	67
4.4.2	Choix aléatoire d'une couche d'activité	68
	Couverture multiple	68
	Nœuds actifs	69
	Connexité du réseau	71
4.4.3	Choix adaptatif d'une couche d'activité	72
	Principe	72
	Adaptation des variantes PO, PN, PR et PNR	72
	Couverture multiple	74
	Nœuds actifs	75
	Connexité du réseau	77
4.5	Conclusion	78
5	Robustesse des protocoles dans un environnement réaliste	80
5.1	Modélisation de la couche physique	83
5.1.1	Quels facteurs considérer ?	84
5.1.2	Quelques modélisations existantes	86
5.2	Analyse de TGJD	87
5.2.1	Impact d'une couche physique réaliste sur TGJD	87
5.2.2	Augmenter la qualité de réception à l'aide du codage canal	89
5.2.3	Amélioration du protocole de Tian et Georganas	90
	Elimination des voisins trop peu fiables	90
	Introduction d'une notion de risque	91
	Comparaison du risque à un seuil statique	92
	Comparaison du risque à un seuil dynamique	92
	Conclusion	95
5.3	Analyse de l'algorithme SCR-CADS	96
5.3.1	Impact supposé de l'aléa du canal radio	96
5.3.2	Couverture de surface	97
5.3.3	Nœuds actifs	97
5.3.4	Introduire davantage de robustesse dans SCR-CADS	98
	Couverture de surface	99
	Nœuds actifs	99
5.4	Analyse des variantes PO, PN, PR et PNR	101
5.4.1	Couverture de surface	101

5.4.2	Nœuds actifs	102
5.5	Conclusion	102
6	Conclusion et perspectives	105
6.1	Conclusion	107
6.2	Perspectives	108
	Bibliographie personnelle	111
	Bibliographie	113

Premier Chapitre

INTRODUCTION

« J'ai des questions à toutes vos réponses. »

Woody Allen,
Acteur et réalisateur américain.

Nous proposons dans ce document des solutions au problème de l'ordonancement d'activité dans les réseaux de capteurs, et plus précisément celui du maintien de la couverture de surface par des ensembles connectés. Dans ce premier chapitre, nous exposons le contexte de nos travaux ainsi que les problématiques associées. Nous verrons que les réseaux de capteurs sont très denses, extrêmement contraints en ressources, et que la gestion de ces larges populations pose de nombreuses questions. Leur déploiement sur une zone, inaccessible pour diverses raisons, interdit tout renouvellement des batteries. Les capteurs communicants, le plus souvent disséminés en très grand nombre, doivent alors gérer leur activité pour mener à bien l'application tout en prolongeant autant que possible la durée de vie du réseau. Nous finirons ce chapitre en expliquant notre approche du problème et en détaillant l'organisation de ce document.

1.1 Les réseaux de capteurs

1.1.1 Un capteur sans fil

Les technologies permettant l'acquisition numérique d'informations sont désormais d'usage courant. Elles sont le plus souvent employées pour relever la température, l'humidité, mesurer l'intensité lumineuse ou sonore, et sont regroupées sous le vaste terme *capteur*. Récemment, ces capteurs se sont vus ajouter des capacités de communication, filaire dans un premier temps puis par onde radio dans un second. Il est alors devenu possible d'accéder à distance aux informations relevées par les capteurs. De nombreuses applications utilisant ces technologies existent et font déjà partie intégrante du mobilier urbain et domestique. La domotique, par exemple, « regroupe l'ensemble des techniques et technologies permettant de superviser, d'automatiser, de programmer et de coordonner les tâches de confort, de sécurité, de maintenance et plus généralement de services dans l'habitat individuel ou collectif »¹. On peut ainsi conditionner le fonctionnement d'un système selon les informations obtenues des capteurs (e.g. allumer la lumière dès lors que l'intensité lumineuse d'une pièce est trop faible ou augmenter le régime du chauffage sitôt qu'une baisse de température est détectée). Aujourd'hui, le mot « capteur » a pris de nombreux sens différents. Lorsque nous l'évoquerons, nous désignerons un objet pouvant relever une donnée de l'environnement (un capteur au sens premier du terme), augmenté de capacités de calcul et de communication ainsi que de batteries lui conférant une autonomie.

1.1.2 Un réseaux de capteurs

Ces capteurs communicants et autonomes font l'objet d'un intérêt croissant de la part de nombreuses communautés scientifiques. Au delà du défi technologique que constitue la perpétuelle miniaturisation de l'existant, les capacités de communication de ces objets en ont fait un large sujet d'étude pour la recherche dans le domaine des réseaux. En effet, dès lors que les capteurs sont capables de communiquer, un *réseau de capteurs sans fils* peut être créé [3]. Ainsi, une information relevée par un capteur peut être transmise à un autre. Néanmoins, la communication sans fil trouve ses limites dans la distance qui sépare les deux entités. Si cette dernière est trop grande, les capteurs sont hors de portée et par conséquent incapables de communiquer

¹source : <http://fr.wikipedia.org/wiki/Domotique>

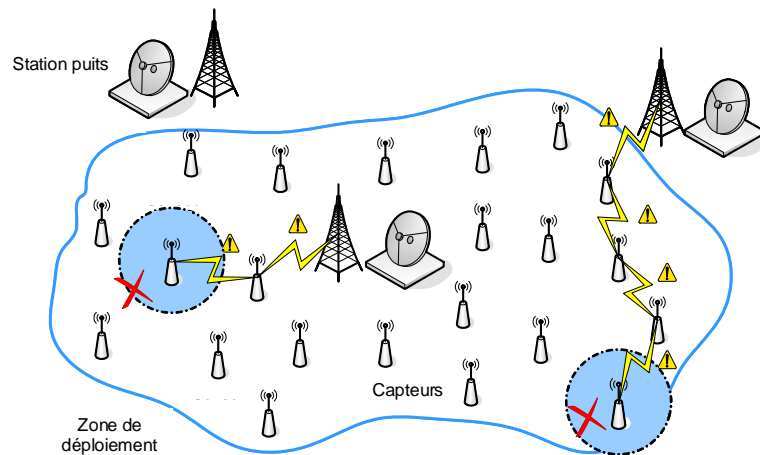


FIG. 1.1 – Un réseau de capteurs.

directement. On peut alors se reposer sur une infrastructure similaire à celle utilisée pour la téléphonie mobile ; nos appels sont relayés par des antennes jusqu'à atteindre notre destinataire. Si aucune infrastructure n'existe, alors les objets constituant le réseau doivent jouer le rôle de relais. Si demain nous devions nous affranchir de l'architecture d'antennes existant pour la téléphonie mobile, nos téléphones serviraient non seulement d'*émetteurs/récepteurs* mais également de relais, constituant ainsi un *réseau ad hoc* : Les communications transitent par plusieurs *hôtes* avant d'atteindre leur destinataire ; on parle alors de communications *multi-sauts*.

Les réseaux ad hoc ont trouvé leurs principales applications dans le besoin d'établir des communications au sein de lieux ne se prêtant pas au déploiement d'une infrastructure. Les raisons à ceci sont nombreuses et variées. Le déploiement peut se révéler trop coûteux, comme le câblage d'un bâtiment par exemple. Enfin, il est tout simplement impossible sur une zone sinistrée où les équipes de secours ont un besoin crucial de communiquer rapidement.

De manière générale, on considère que les réseaux ad hoc sont composés d'objets ayant un intérêt propre. Dans un réseau de téléphonie, chaque hôte désire joindre un correspondant ou accéder à des services tels que l'accès internet ou la télévision. Chacun requiert une activité spécifique et les besoins en ressources sont par conséquent hétérogènes dans le réseau. Lorsque ceci est transposé dans les réseaux ad hoc, les problématiques qui en découlent sont nombreuses. Dans les réseaux de capteurs, en revanche, les *hôtes* ont une application commune. Ils sont déployés sur une zone dans un but précis d'observation de leur environnement. Petits, voire minuscules (de l'ordre du cm^3), leurs ressources matérielles sont limitées, à l'image des faibles capacités de stockage et de calcul. Il leur est également impossible de communiquer sur de grandes distances et les débits de transmissions atteints sont relativement bas. Ils diffèrent donc des téléphones ou des assistants personnels, cibles privilégiées des réseaux ad hoc. Dès lors, de nombreuses contraintes, notamment liées à l'économie d'énergie, régissent les applications des réseaux de capteurs. Ainsi, les nœuds du réseau doivent s'organiser sans infrastructure pour prélever et envoyer leurs rapports d'observation. Ces derniers sont acheminés au cours du temps par communications multi-sauts jusqu'à atteindre les *stations puits*, machines bénéficiant de capacités de traitement et de stockage en théorie illimitées (voir figure 1.1).

1.1.3 Applications

Les applications des réseaux de capteurs restent encore peu mises en pratique la plupart du temps. Les nombreux projets existants ont le plus souvent attiré à l'observation de zones inaccessibles ou à la surveillance d'environnements sensibles. Il y est essentiellement question de suivi d'objets mobiles [42] (tels que des animaux, des véhicules ou encore des individus). L'observation de cibles fixes est aussi l'un des objectifs de ces réseaux [8]. Ils peuvent également assurer la surveillance des limites d'une zone [39] ou celle de la totalité de la zone dont on désire davantage d'informations. Dans ce cas, différents paramètres propres à l'application sont à considérer. La précision de l'application est un point important : un phénomène diffus tel que la pollution en ville ne nécessite pas une cartographie au mètre près. Ensuite, il existe différentes fréquences d'observation : une surveillance intermittente suffit lorsqu'il s'agit de suivre l'évolution d'un glacier. En revanche, lorsqu'on souhaite détecter au plus tôt un départ de feu de forêt, il est impératif de couvrir totalement la zone en permanence.

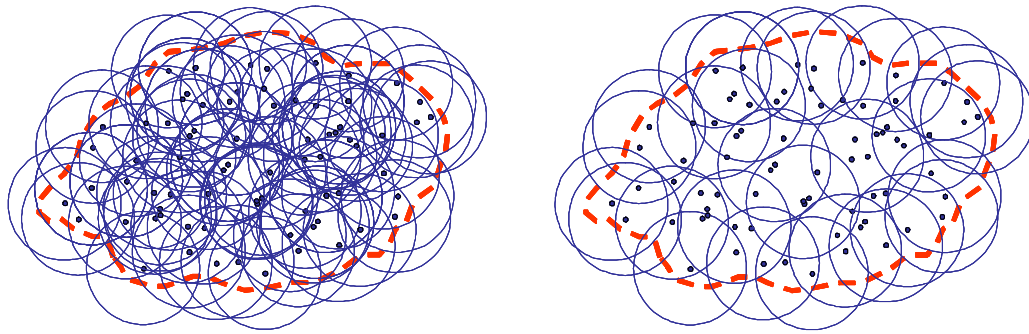
1.2 L'ordonnancement d'activité

Les réseaux de capteurs sont généralement denses et redondants. En effet, suivant l'application, on déploiera plus ou moins de capteurs dans un souci d'allongement de la durée de vie de l'application. À tout moment, il existe donc des capteurs qui observent une même portion de la zone de déploiement. Cette redondance est exploitée par l'ordonnancement d'activité : Ordonner l'activité dans un réseau de capteurs consiste à alterner les charges de façon à épuiser les nœuds équitablement. Pendant qu'une partie participe à l'application, les autres sont dans un mode passif, économisant ainsi leur énergie.

La taille miniaturisée des objets que nous visons impose, en effet, l'emploi de solutions énergétiques limitées. Or le déploiement de ces réseaux sur des zones sensibles ou distantes rend impossible le rechargement des batteries. Il serait coûteux, humainement, d'aller renouveler les piles de chaque objet disséminé dans une région. La source d'énergie se tarit donc nécessairement et conditionne la durée de vie du réseau. Il existe diverses sources de consommation d'énergie mais les principales sont liées aux activités d'observation et de communication.

En premier lieu, la consommation énergétique du module de surveillance dépend énormément du matériel employé et de la nature du phénomène observé. L'économie d'énergie obtenue par la mise en veille de certains nœuds pour l'observation est donc très variable. En revanche, le coût énergétique lié aux communications sans fils est quant à lui élevé et quasi-invariant. Au cours de l'ordonnancement d'activité, un nœud passif ne communique pas. Autrement dit, lors des communications radio multi-sauts, les nœuds passifs ne participent pas aux transmissions, que ce soit en tant que relais ou en tant qu'émetteurs/récepteurs. Ils n'entrent donc pas en compétition pour l'accès au medium. En effet, dans des réseaux sans infrastructure, l'arbitrage entre deux stations voulant communiquer simultanément ne peut se faire qu'en employant des méthodes d'accès au medium, plus ou moins complexes. Les deux objets doivent trouver par eux-mêmes le moment le plus propice à l'émission, sachant qu'une transmission ratée est une perte considérable d'énergie. Quelques couches d'accès au medium ont été proposées et ont permis de réduire les coûts liés à cette compétition mais il n'en reste pas moins que la consommation d'énergie globale du réseau est croissante avec le nombre de nœuds actifs.

Certes, il existe des sources énergétiques rechargeables, telles que les batteries solaires, mais l'énergie n'est de toute façon pas la seule contrainte justifiant un recours à l'ordonnancement



(a) Un réseau de capteurs déployé.

(b) Seule une partie des nœuds est nécessaire à la couverture de la zone.

FIG. 1.2 – Ordonnancement d'activité avec le critère de la couverture de surface.

d'activité. Lorsqu'un événement se produit sur la zone de déploiement, il est d'une part inutile d'avoir un nombre élevé de capteurs qui le reporte. D'autre part, ce serait source de nombreux désagréments au niveau de l'accès au medium, toujours en raison de nœuds voulant émettre simultanément pour signaler l'événement.

Il est par conséquent crucial d'ordonnancer l'activité des capteurs dans le double but d'économiser de l'énergie et de minimiser les problèmes liés à la gestion d'une large population d'objets partageant un medium tel que l'air. Certains nœuds sont donc passifs à un instant donné. Les rôles sont le plus souvent alternés de façon à ne pas toujours pénaliser les mêmes nœuds du réseau. Il se pose souvent la question de la mise en veille et surtout du réveil. Comment un nœud qui a éteint sa radio peut-il se réveiller ? Si la synchronisation en temps existe, le nœud peut programmer son réveil ultérieur tandis que d'autres solutions envisagent de ne réveiller des nœuds que lorsqu'un événement se produit [30]. L'énergie de l'événement lui-même peut en effet être un signal de réveil.

Ainsi, à l'instar des réseaux ad hoc, des changements de topologie se produisent au cours du temps, conséquences directes des mises en veille alternatives des capteurs. La diminution de la redondance est cruciale mais selon quel critère peut-on ordonnancer l'activité ? L'ordonnancement ne doit pas mettre en péril l'application en cours. Parmi les critères existants, on citera la nécessaire communication des nœuds actifs avec une station puits ou encore l'existence d'une surveillance permanente sur une partie de la zone. Le critère que nous avons retenu est celui de la couverture de surface. Nous souhaitons ordonnancer les activités des capteurs de façon à ce que l'ensemble des capteurs actifs soit capable d'observer une zone aussi large que celle couverte par l'ensemble des capteurs déployés. La figure 1.2(a) nous montre un réseau de capteurs déployé sur une zone à observer. Cette observation ne requiert pas une activité permanente de la part de tous les nœuds comme illustré sur la figure 1.2(b) où seul un sous-ensemble des capteurs suffit à une observation exhaustive de la zone.

Nous nous sommes placés dans le cas le plus contraint, à savoir celui où tout point physique de la zone doit être couvert par au moins un capteur actif. Nous souhaitons également que cet ensemble soit connecté, c'est à dire que les communications multi-sauts soient possibles entre toute paire d'éléments du réseau. Il s'agit là encore d'une contrainte très forte puisqu'en pratique, il suffit qu'un chemin existe entre tout nœud du réseau et au moins une des stations puits pour

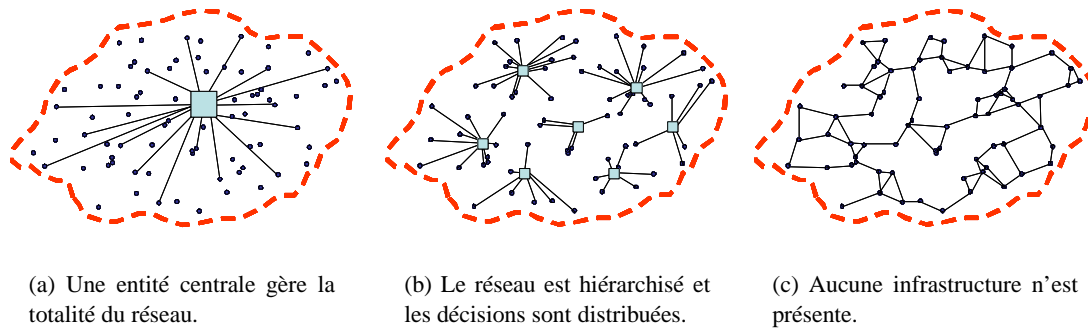


FIG. 1.3 – Trois approches algorithmiques pour l'ordonnancement d'activité.

que l'observation à distance puisse fonctionner. Nous proposons dans ce document des solutions au problème de la *couverture de surface par un ensemble connecté*. L'ordonnancement d'activité est nécessaire mais comment le mettre en place ?

1.3 Gestion de l'ordonnancement

L'ordonnancement d'activité peut se faire de diverses façons. Nous distinguons ici les approches centralisées (où une entité centrale connaît chaque nœud et est capable d'influer sur chacun pour lui assigner ses tâches) des approches hiérarchiques (une vision hiérarchisée du réseau où l'autorité centrale est démultipliée selon plusieurs entités responsables d'une sous-partie du réseau) et des approches localisées, par conséquent totalement décentralisées, dans lesquelles un comportement global cohérent doit être obtenu à partir de décisions prises localement.

1.3.1 Approche centralisée

Dans les solutions d'ordonnancement centralisées, il faut pouvoir bénéficier d'une entité centrale ayant vue sur tout le réseau. Cette entité, représentée par un carré sur la figure 1.3(a), peut ainsi assigner à chaque objet un rôle. Les changements de topologie dus aux éventuelles pannes ou à la mobilité des nœuds sont scrutés de façon à pouvoir en informer les objets concernés. On trouve ce genre d'utilisation dans les applications de domotique où les capteurs sont chargés de fournir des informations au contrôleur central lui-même chargé de réguler les différents appareils de la maison. On retrouve également ces approches dans les applications de surveillance de structure, chargées de signaler toute anomalie dans l'édifice. Ces solutions d'ordonnancement ne sont donc adaptées que lorsque l'environnement peut être atteint et qu'une infrastructure existe ou peut y être déployée.

1.3.2 Approche hiérarchique

Dans une approche hiérarchique, le réseau est organisé en sous-ensembles, chacun devant s'auto-gérer. Pour cela, diverses solutions existent telles que l'élection de chefs de ces sous-ensembles (les carrés sur la figure 1.3(b)) par exemple. Ce rôle peut être assigné à différents membres du sous-réseau de façon à répartir la charge de travail et à équilibrer les ressources

disponibles. Dans un ordonnancement hiérarchique, les informations de changements de topologie ne sont propagées qu’au sein des sous-structures. Ceci en fait des solutions plus propices au passage à l’échelle. Contrairement à une approche centralisée où la complexité exponentielle serait accumulée dans une seule entité, elle serait ici répartie sur les différents sous-ensembles du réseau. Il reste néanmoins problématique de gérer les appartenances à ces sous-ensembles et le passage éventuel de l’un à l’autre.

1.3.3 Approche localisée

Les approches localisées ne reposent sur aucune infrastructure et n’ont pas vocation à hiérarchiser le réseau. L’objectif est d’obtenir un comportement global cohérent à partir de comportements individuels. Dans une approche localisée, chaque nœud décide de sa propre activité en ne se basant que sur l’observation de ses propres voisins. Aucune hiérarchie ni infrastructure n’existe comme illustré sur la figure 1.3(c). Le comportement de chaque objet n’est influencé que par ceux de ses voisins directs. Les changements de topologie du réseau (dus à la mobilité, aux pannes ou à des changements de statut) ne sont par conséquent vécus par les nœuds que comme de simples modifications de leurs voisinages. Ceci permet d’obtenir des solutions robustes, adaptables et surtout passables à l’échelle, aspect extrêmement important dans des réseaux où les densités évoquées peuvent être d’une centaine de nœuds par zone de communication. C’est pourquoi nous avons choisi de travailler avec des approches localisées, totalement décentralisées.

1.4 Organisation du document

Ce document présente notre étude de l’ordonnancement d’activité dans les réseaux de capteurs en prenant pour critère la couverture de surface par des ensembles connectés. Nous consacrons le chapitre 2 aux différents modèles et notations employés. Nous y énumérons également les hypothèses de travail formulées en les appuyant sur des travaux existants. Enfin, nous y présentons les différents outils utilisés ainsi que les solutions existantes pour la couverture de surface. Les chapitres 3, 4 et 5 regroupent les contributions apportées au cours de cette thèse. Le chapitre 3 est dédié à deux protocoles que nous avons proposé pour la couverture simple par des ensembles connectés. Nous étudions ensuite leur extension à la couverture de surface multiple dans le chapitre 4. Il est alors question que tout point physique soit couvert par k capteurs actifs. Enfin, au cours du chapitre 5, nous modifierons notre principale hypothèse de travail qu’est le modèle de communication. Alors que de nombreux travaux de recherche représentent les zones de communication sous forme de disque, nous observerons l’impact d’une modélisation plus réaliste sur les protocoles étudiés. Certains souffrent de pertes de performances, parfois surmontables, tandis que d’autres ont une robustesse inhérente à leur organisation. Le chapitre 6 sera l’occasion de conclure ce travail et de dégager plusieurs pistes de recherche notamment en évoquant les hypothèses de travail restant à reconsidérer.

Deuxième Chapitre

MODÈLES ET ÉTAT DE L'ART

« Our culture has made us all the same. No one is truly white or black or rich, anymore. We all want the same. Individually, we are nothing. »

Chuck Palahniuk,
Fight club.

Nous détaillons ici les principaux travaux, modèles et hypothèses sur lesquels repose notre étude. Nous précisons pour commencer les différentes notations utilisées au cours de ce document avant d'énoncer nos hypothèses de travail ; Nous donnons ici les références permettant de supposer que chaque nœud connaît sa position géographique exacte et que la synchronisation en temps est possible. Nous détaillons également différents mécanismes permettant l'évaluation, par un nœud, de la couverture de surface assurée par ses voisins de communication. Enfin, une fois les protocoles existants pour la couverture de surface dans les réseaux de capteurs recensés, nous argumentons sur la façon de les simuler et de les comparer.

2.1 Modélisation d'un réseau de capteurs

Un réseau sans fils est représenté par un graphe $G = (V, E)$, avec V l'ensemble des sommets (les nœuds du réseau) et $E \subseteq V^2$ l'ensemble des arêtes donnant les communications possibles : il existe une paire ordonnée $(u, v) \in E$ si le nœud u est capable de transmettre des messages à v . L'ensemble de voisins $N(u)$ d'un nœud u est défini par :

$$N(u) = \{v \in V \mid v \neq u \wedge (u, v) \in E\}. \quad (2.1)$$

La taille de $N(u)$ correspond au degré d'un nœud. Etant donné un graphe $G = (V, E)$, le modèle du disque unitaire définit l'ensemble E des arêtes :

$$E = \{(u, v) \in V^2 \mid u \neq v \wedge \text{dist}(u, v) \leq CR\}, \quad (2.2)$$

CR étant la portée de communication des nœuds et $\text{dist}(u, v)$ donnant la distance euclidienne entre u et v . Deux nœuds sont dits connectés si la distance qui les sépare est inférieure à CR ou si il existe un chemin multi-sauts composé de nœuds intermédiaires capables de communiquer deux à deux. Lorsque plusieurs chemins, k par exemple, existent entre deux nœuds, ces derniers sont dits k -connectés. Un réseau est k -connexe si chaque paire de nœuds est k -connectées.

Le modèle du disque unitaire, bien que très répandu, est de plus en plus remis en question. La principale hypothèse sous-jacente à son utilisation est celle des liens déterministes ; Un lien de communication entre deux nœuds u et v est soit parfait, tous les messages transitant d'un sommet à l'autre sans erreur ($\text{dist}(u, v) \leq CR$), soit inexistant ($\text{dist}(u, v) > CR$). Cependant, nous pourrions objecter qu'au cours d'une transmission sans fil entre deux nœuds, il est très peu probable que la communication soit coupée aussitôt que la distance émetteur/récepteur se trouve supérieure à CR . En revanche, plus la distance augmente entre les deux objets, plus le signal reçu est détérioré, de la même façon que la voix se trouve affaiblie lors d'une conversation entre deux personnes s'éloignant peu à peu. C'est pourquoi les arêtes du graphe G peuvent aussi se voir attribuer un poids, correspondant à la probabilité de communication correcte en fonction de $\text{dist}(u, v)$. Certes, de nombreux paramètres, autres que la distance, doivent être considérés pour parvenir à une modélisation fine du lien de communication. Le chapitre 5 sera pour nous l'occasion d'explicitier davantage ces différents aspects.

Chaque capteur possède également une portée de surveillance SR . Nous notons $S(u)$ la surface observable par un nœud u . La forme de $S(u)$ dépend du capteur à proprement dit et il est extrêmement difficile de la caractériser, tant elle dépend du matériel utilisé et de l'information

qui est relevée. Comme dans la grande majorité des travaux existants dans la littérature, nous supposons ici que $S(u)$ est un disque de centre u et de rayon SR :

$$S(u) = \{p \in A \mid \text{dist}(u, p) \leq SR\}, \quad (2.3)$$

où p est un point physique de la zone de déploiement notée A . La surface couverte par un ensemble de nœuds $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ est notée $S(V)$:

$$S(V) = \bigcup_{i=1}^{|V|} S(v_i). \quad (2.4)$$

Enfin, nous noterons $S^{-1}(p)$ l'ensemble des nœuds appartenant à V capables de surveiller le point physique p :

$$S^{-1}(p) = \{u \in V \mid p \in S(u)\}. \quad (2.5)$$

Si $S^{-1}(p) \neq \emptyset$, alors p est dit « couvert ». De même, lorsque tous les points de $S(u)$ sont couverts, $S(u)$ est dite couverte :

$$S(u)_{\text{couverte}} \Leftrightarrow \forall p \in S(u), \exists v \in V \mid p \in S(v), \quad (2.6)$$

Par abus de langage, nous dirons dans ce cas que le nœud u est couvert et parlerons de couverture simple. Par extension, lorsque plusieurs nœuds couvrent un même point, ou une même surface, nous parlerons de couverture multiple. À présent, une zone A est dite k -couverte si un ensemble de capteurs est capable de la surveiller k fois : tout point physique de A doit appartenir à la zone de surveillance d'au moins k capteurs différents.

$$A_{k\text{-couverte}} \Leftrightarrow \forall p \in A, \|\{v \in V \mid p \in S(v)\}\| \geq k, \quad (2.7)$$

Nous analyserons au cours du chapitre 4 les différentes façons de prendre en compte la k -couverture.

2.2 Hypothèses de travail

Nous énumérons à présent les différentes hypothèses sur lesquelles reposent nos travaux. Après avoir expliqué les modes de déploiement d'ores et déjà imaginés pour les réseaux de capteurs, nous argumenterons nos hypothèses de localisation et de synchronisation des nœuds.

2.2.1 Déploiement des capteurs

Les capteurs sont au préalable déployés sur une zone à surveiller. Pour satisfaire de nouvelles contraintes ou pour pallier des pannes, un déploiement de nœuds supplémentaires, dit *itératif*, peut être requis. Différents modes de déploiement sont envisageables et dépendent essentiellement de l'application de surveillance. Une fois déployés, nous supposons que les capteurs sont statiques.

Déploiement déterministe

Lorsque l'environnement est accessible ou connu, il est possible de placer précisément les nœuds sur la zone. Dans le problème que nous étudions, il est alors possible de programmer leurs activités au préalable. C'est ainsi, par exemple, que sont mis en place les capteurs chargés de réguler la climatisation d'un immeuble ou de surveiller les constantes médicales de malades à distance. On parle alors de déploiement déterministe.

Déploiement aléatoire

L'utilisation des capteurs dans des zones inaccessibles ou sensibles rend impossible un déploiement déterministe, au cours duquel chaque objet serait placé à une position prédéterminée. Les nœuds peuvent alors être déployés à l'aide de moyens divers. Il a souvent été question d'un déploiement aléatoire des capteurs effectué comme un jeté de graines. Il semble pourtant difficile, vu la fragilité des capteurs existants, d'envisager un déploiement par avion par exemple. Néanmoins, un déploiement aléatoire peut être obtenu à partir d'une distribution de capteurs à des individus ou au placement de ces capteurs sur des objets mobiles. Dans ce travail, nous supposons des réseaux déployés aléatoirement. Une fois disséminés, il est couramment admis que les capteurs sont statiques.

2.2.2 Localisation des nœuds du réseau

Nous supposons ici que les nœuds du réseau peuvent calculer leurs positions géographiques, absolues ou relatives. Ces dernières sont essentielles à l'évaluation de couverture comme nous le montrerons en 2.3. Une telle hypothèse se justifie par les nombreux travaux qui ont déjà permis d'assurer l'acquisition de cette information de localisation dans des réseaux ad hoc ou de capteurs [52].

Nous écartons d'emblée l'intégration d'un récepteur GPS sur chacun des nœuds du réseau. Certes, il est possible de trouver des récepteurs GPS de taille extrêmement réduite, et une telle hypothèse peut être employée dans des réseaux ad hoc où la taille des objets ciblés n'est pas aussi limitée que dans les réseaux de capteurs. Néanmoins, si nous voulons rester dans un contexte de *zéro infrastructure*, il serait ironique de faire reposer notre travail sur une solution dont le fonctionnement nécessite une infrastructure de satellites.

Une fois cette solution écartée, plusieurs solutions ont été proposées pour les réseaux ad hoc, centralisées [13] ou distribuées [46]. La quasi-totalité des contributions de positionnement excluant l'utilisation d'un récepteur GPS pour chaque objet utilisent des nœuds *référence*. Ces nœuds connaissent leurs positions et tout nœud du réseau peut ensuite évaluer la sienne à partir de plusieurs de ces *références* grâce à des calculs de triangulation ou de trilatération. Ces derniers s'appuient sur les distances qui doivent donc être connues également ; Elles le sont le plus souvent grâce à des mesures physiques comme la puissance du signal reçu par exemple. On peut aussi mesurer le temps écoulé pour la transmission d'un message et évaluer la distance qu'il a parcouru. Ceci nécessite évidemment une synchronisation précise des nœuds. Dans tous les cas, les calculs aboutissent à une zone dans laquelle le nœud cherchant sa position a une forte probabilité de se trouver. La position exacte peut ensuite être évaluée par la méthode des centroïdes [5].

Cependant, pour que de tels calculs soient possibles, il est nécessaire qu'initialement, les

nœuds références soient en nombre suffisant pour que les informations puissent être calculées et propagées correctement. Identifier les nœuds références se fait à l'aide de nœuds spécifiques connaissant leurs positions : les *ancres*. Ces derniers disposent d'un GPS ou sont fixes, leur position pouvant alors être déterminée par un autre procédé quelconque (les stations puits par exemple). Mais encore une fois, nous ne pouvons reposer notre travail sur une hypothèse trouvant sa source dans la présence d'une infrastructure. De plus, le nombre d'*ancres* et leur distribution sont des paramètres essentiels dans la réussite des algorithmes alors que leur contrôle est rendu difficile par le type de déploiement considéré ici (voir partie 2.2.1). C'est ainsi qu'en pratique, les résultats peuvent s'avérer désastreux comme dans [54] par exemple. Les résultats sont améliorés en essayant de disséminer les *ancres* de telle façon que tout nœud est à une distance raisonnable de l'une d'entre elles. Ainsi, on peut obtenir des pourcentages d'*ancres* compris entre 5 et 10% du nombre total de nœuds lorsque le degré moyen est compris entre 7 et 12 [54]. De telles densités sont très éloignées de celles visées par le déploiement de réseaux de capteurs et pourtant les calculs de positionnement génèrent déjà des latences relativement importantes (de l'ordre de 10 minutes pour un réseau constitué de 10 nœuds [44]). Ces temps de convergence des algorithmes peuvent être bien plus longs si le réseau est instable au cours du déroulement des calculs [60]. Néanmoins, étant donné que nous considérons des réseaux statiques, nous pourrions considérer que la position ne doit être acquise qu'une seule et unique fois, lors de l'initialisation du réseau, étape consécutive au déploiement des nœuds.

Alors que, récemment encore, de nouvelles solutions proposent des évaluations précises de positions grâce à un faible nombre d'*ancres* et un algorithme totalement décentralisé [43], il existe également des algorithmes qui s'affranchissent de la présence des *ancres* en s'appuyant sur certaines propriétés du déploiement des nœuds par exemple [15]. La plupart de ces solutions n'utilisant ni récepteur GPS, ni nœuds *ancres*, se basent sur un système de coordonnées virtuelles [7]. Les positions obtenues dépendent évidemment du système choisi et ne sont donc en aucun cas des positions absolues, les rendant inutilisables dans des applications de localisation d'objets ou d'individus. En revanche, ce système convient tout à fait à des calculs locaux d'évaluation de couverture par exemple comme nous le verrons plus loin dans la partie 2.3. Ainsi, dès qu'un nœud a pu évaluer sa position, il devient *référence*. Ces solutions trouvent leurs limites dès lors que tous les nœuds attendent de devenir des *références* pour calculer leurs propres positions ; le temps de convergence n'est donc pas forcément borné. C'est pourquoi certaines solutions adoptent une approche hiérarchisée, imposant aux nœuds de ne pouvoir amorcer les calculs de positionnement que lorsque leur supérieur hiérarchique est déjà un nœud *référence* [27, 29]. Le *clustering* est aussi utilisé. Chaque cluster possède un référentiel propre au sein duquel tous les membres évaluent leurs positions. Les problèmes générés sur les nœuds adjacents à plusieurs clusters sont réglés en partageant ces derniers sur les différents groupes [7]. Enfin, il existe des approches non structurées, robustes à la mobilité grâce à une observation régulière du voisinage. L'évaluation de la position ne commence que lorsque suffisamment de nœuds *référence* se trouvent dans le voisinage [44]. Si la mobilité était considérée ici, nous pourrions utiliser des solutions qui réévaluent régulièrement les positions selon une fréquence dépendant de la précision finale souhaitée [29]. Ces réévaluations pourraient ne s'appliquer qu'aux nœuds ayant bougé [54]. Dans tous les cas, elles ne dépendent que de l'observation du voisinage et ce type de solutions ne fait que renforcer notre choix d'approches localisées supportant justement le passage à l'échelle et la mobilité.

2.2.3 Synchronisation des nœuds

Nous supposons que les capteurs sont synchronisés en temps. Avoir un temps global est essentiel à la réussite d'opérations telles que la fusion de données relevées par différents capteurs (elle doit permettre de caractériser un événement à partir de plusieurs observations ponctuelles) ou la datation d'événements rapportés. Il existe un réel besoin pour une synchronisation non matérielle tant les objets couramment utilisés sont de basse qualité, certaines dérives d'horloge pouvant atteindre 8 secondes par jour.

Il existe de nombreux types de synchronisation. Nous pouvons citer [14] qui est une synchronisation hors ligne. À la suite d'une application distribuée, l'historique des messages est conservée et fournie en entrée d'un algorithme appliqué par une entité extérieure. Dans les réseaux de capteurs, et plus précisément dans les cas d'application que nous considérons ici, nous avons besoin d'une synchronisation au cours de l'application elle-même. Il est ensuite important de distinguer une synchronisation fine d'une synchronisation ponctuelle. Par synchronisation fine, nous entendons qu'à tout moment, deux nœuds du réseau ont le même temps d'horloge. En revanche, une synchronisation ponctuelle peut être obtenue à l'aide d'un signal synchronisant la totalité des nœuds à un instant donné. Formuler ici l'hypothèse de la synchronisation ponctuelle nous permet d'envisager des réseaux dont l'activité est découpée en périodes successives : Chaque début de période peut être signalé par un message des stations puits ou par toute autre entité capable d'atteindre les capteurs (comme un hélicoptère par exemple, voir [57] pour plus de détails). Ce type de solution nécessite néanmoins une infrastructure ou au moins une intervention extérieure.

Dans [51], les horloges des nœuds peuvent converger grâce aux communications. Des nœuds émettent des messages qui transitent sur des chemins multi-sauts avant de revenir à l'émetteur, lequel peut alors évaluer les bornes supérieures et inférieures du retard accumulé (l'estampille est mise à jour en fonction du temps local du récepteur et de la date de création du message). Il s'agit d'une approche robuste car elle peut fonctionner dans des réseaux dont la connexité est intermittente. Dans [27] et [29], la moyenne de ces bornes aide à déterminer le temps en un point donné du réseau.

La synchronisation en temps du réseau peut donc être assurée par de nombreux moyens, allant d'une infrastructure formée par les stations puits à de simples méthodes d'échanges de messages au sein du réseau. Notons enfin que le désormais populaire standard *ZigBee* (IEEE 802.15.4 [35]), en passe de devenir un standard industriel, formule également l'hypothèse de nœuds synchronisés.

2.3 Outils d'évaluation de la couverture de zone

L'activité des capteurs est ici ordonnancée en fonction du critère de couverture de surface. Autrement dit, les nœuds doivent coopérer et s'organiser de façon à ce que ceux qui décident de demeurer actifs couvrent une surface en tout point équivalente à celle couverte par l'ensemble des capteurs. Pour ce faire, les nœuds sont amenés à évaluer la couverture d'une zone de surveillance (soit la leur soit celles de leurs voisins en fonction de l'algorithme). Nous supposons ici qu'un nœud doit calculer le taux de couverture fourni par des voisins dont il connaît la position et le rayon de surveillance. Différentes méthodes ont déjà été proposées dans la littérature et nous en faisons ici l'inventaire.

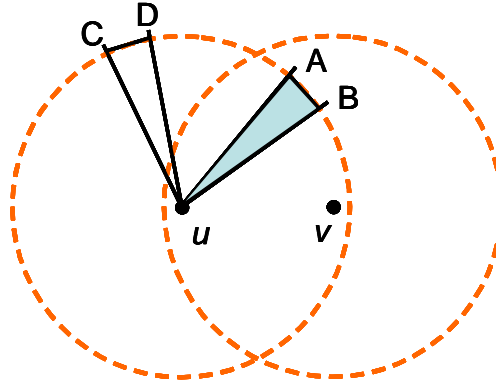


FIG. 2.1 – Lorsque $SR = CR$, la couverture de deux points du périmètre (A et B) informe de celle de tout une partie de $S(u)$.

2.3.1 Evaluation discrète de couverture

Nous décrivons dans un premier temps trois méthodes discrètes permettant d'évaluer la couverture d'une zone.

Utilisation de points références

Un capteur peut discrétiser sa zone de surveillance et évaluer la couverture en plusieurs points références. La couverture totale correspond au pourcentage de points couverts par au moins un voisin :

$$S(u)_{eval} = \frac{|\{p \in Ref(u) \mid p \in S(N(u))\}|}{|Ref(u)|} \times 100, \quad (2.8)$$

avec $Ref(u)$ l'ensemble des points références et $S(u)_{eval}$ le pourcentage évalué de surface couverte de u par son voisinage $N(u)$.

Une surface peut être discrétisée selon une grille ou à l'aide de points aux positions aléatoires. Dans les deux cas, la précision de l'évaluation dépend du nombre de points références.

Discrétisation du périmètre de la zone de surveillance

Une autre méthode consiste à découper les périmètres des zones de surveillance en portions, assimilées à des segments. Sur la figure 2.1, on observe deux nœuds voisins, u et v . Le premier veut évaluer la couverture fournie par v . Ici, $SR = CR$ et tous les nœuds possèdent des rayons de même taille ; la couverture d'une portion du périmètre implique alors celle d'une partie du disque de surveillance comme on peut le voir sur la figure 2.1. Le segment formé des deux points A et B est couvert par v . Le nœud u peut donc estimer qu'une partie de $S(u)$ est couverte par v . Si aucun point n'est couvert (comme c'est le cas de C et D), u conclut que la zone n'est pas couverte. Si $CR \neq SR$, d'autres méthodes doivent être utilisées [36], rendant encore plus complexes et lourds les calculs géométriques nécessaires. Sa précision dépend de la taille des portions, autrement dit de la distance séparant les deux extrémités du segment $[A, B]$.

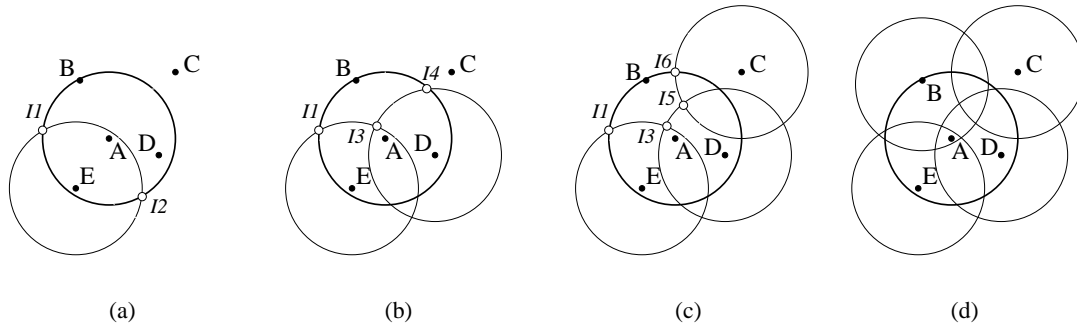


FIG. 2.2 – Evaluation déterministe de la couverture grâce aux intersections de cercles.

2.3.2 Evaluation exacte de couverture

Nous discutons à présent d'une évaluation exacte de la couverture de surface. Il s'agit d'utiliser une méthode déterministe permettant d'affirmer que tout point physique d'une surface est couvert ou pas. Nous employons un théorème géométrique, générique et applicable à toute forme de surface convexe, telle que le disque de surveillance : déjà utilisé dans [36, 71, 67], il permet de vérifier facilement qu'une zone géométrique est totalement couverte par d'autres. Elle utilise les frontières des surfaces d'observation de chaque capteur, modélisées par des disques dans notre cas.

Théorème 1. *Considérant un ensemble de disques D et un disque d , si tout point d'intersection entre deux éléments $d1$ et $d2$ de D , situé dans d , est couvert par un troisième élément $d3$ de D alors d est couvert par l'ensemble D .*

De plus, les points d'intersection de tout autre disque $d1$ avec d doivent également appartenir à un disque $d2$ de D . Prenons l'exemple détaillé sur la figure 2.2. Un nœud A évalue sa couverture, connaissant les voisins B, C, D et E (les rayons de surveillance et de communication sont différents ici, $SR < CR$). La figure 2.2(a) montre les deux intersections $I1$ et $I2$ des deux surfaces de surveillance de A et E . $I2$ est couvert par le disque centré en D (voir figure 2.2(b)) mais deux nouveaux points d'intersection sont alors à considérer ; les points d'intersection non couverts sont à présent $I1, I3$ et $I4$. Sur la figure 2.2(c), on peut voir que C a couvert $I4$ mais que deux nouveaux points d'intersection apparaissent, notés $I5$ et $I6$. Finalement, B couvre les quatre points d'intersection $I1, I3, I5$ et $I6$ et tout point d'intersection créé est couvert par C, D ou E . On observe alors que A est totalement couvert (voir figure 2.2(d)). Dans un souci de clarté, l'exemple montré ici ne comportait que des cercles de rayons identiques mais il est évident que les disques de surveillance pourraient être de tailles différentes.

Cette méthode simple permet de considérer des rayons en tout point hétérogènes tout en évitant d'accroître la complexité des calculs. De plus, il est donc possible, à partir d'une évaluation discrète de la couverture (les points d'intersection des disques de surveillance), d'affirmer de façon déterministe si une zone est totalement couverte ou non.

2.3.3 Prise en compte des bordures de zone

Comme évoqué dans [61, 9], les nœuds situés en bordure de zone risquent de devoir demeurer actifs en permanence car ils sont les seuls à pouvoir surveiller les portions extrêmes de

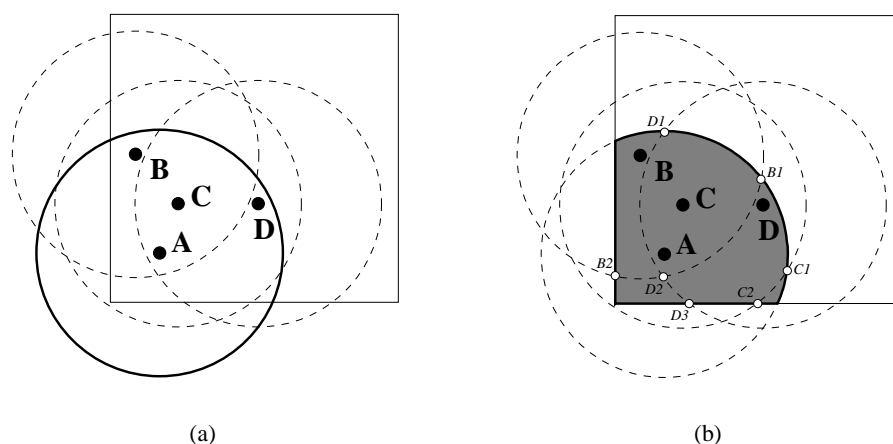


FIG. 2.3 – Prise en compte des bordures de la zone de déploiement.

leur propres zones de surveillance. Ces dernières se trouvent en dehors de la zone de déploiement des capteurs. Il est alors nécessaire d'adapter les méthodes d'évaluation de la couverture de façon à ce que ces nœuds ne cherchent à couvrir que la zone de déploiement. Si les nœuds connaissent certains repères de la zone de déploiement, tels que les coins d'une zone rectangulaire par exemple, chacune des méthodes détaillées jusqu'à présent peut être modifiée en ne prenant en compte que les points situés dans la région d'intersection.

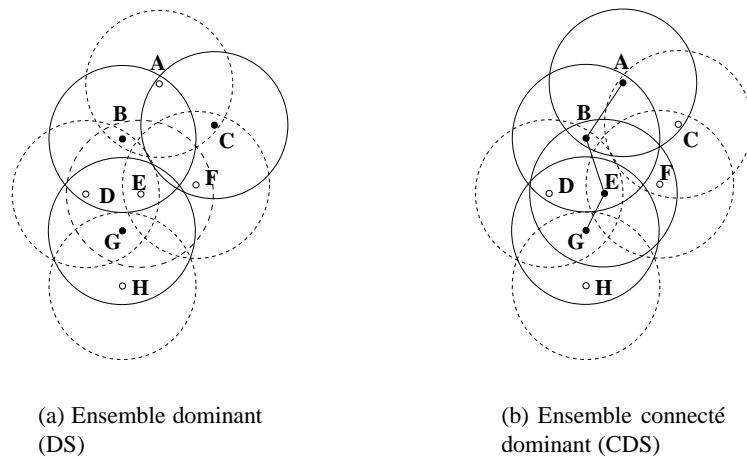
Qu'il s'agisse des points d'une grille, de points choisis aléatoirement ou de portions de périmètres, le test supplémentaire d'appartenance à la zone commune est trivial. L'adaptation de la méthode par intersections est détaillée à l'aide de la figure 2.3(b).

Le critère a été modifié en vue d'éviter le problème des nœuds aux bordures. En plus des points d'intersection déjà considérés, les points d'intersection des zones de surveillance et de déploiement sont pris en compte. Après avoir calculé ces points (intersection d'une droite et d'un cercle par exemple), les nœuds ont des zones de surveillance modifiées. Sur la figure 2.3(b), le nœud A considère la zone ombrée comme étant sa nouvelle zone de surveillance. Si A applique la même réduction à ses voisins, des cas spéciaux, avec des régions intersectant selon un segment plutôt qu'en un seul point, apparaissent. Dans le but de conserver la simplicité d'implémentation de l'algorithme, A continue de considérer les zones de ses voisins comme étant des cercles. Ceci n'a aucun impact sur la précision de ce critère.

La région modifiée empêche les nœuds aux bordures d'être actifs à chaque période d'activité. La figure 2.3(a) montre par exemple quatre nœuds, A, B, C et D, à l'intérieur d'une zone de déploiement carrée. Pour préserver la couverture de sa zone de surveillance, A devrait être actif en permanence, aucun autre nœud n'étant capable de surveiller de la couvrir. En revanche, si seul le carré doit être surveillé, alors A pourrait parfois être passif. On voit sur la figure 2.3(b) que le cercle centré en C couvre la totalité des intersections créées par les autres cercles et la zone de surveillance modifiée de A. C1 et C2 sont quant à eux couverts par D.

2.3.4 Extension pour l'évaluation de la couverture multiple

Dans le contexte de couverture simple, tout point d'une zone (un point de la grille, d'intersection, etc.) doit être couvert par au moins un capteur pour conclure à la couverture totale de

FIG. 2.4 – Couverture de nœuds ($CR = SR$).

cette dernière. Toutes les méthodes d'évaluation détaillées précédemment peuvent être étendues à l'évaluation de la couverture multiple. Si nous souhaitons valider la k -couverture d'une surface, il suffit de vérifier que tout point lui appartenant est couvert par au moins k capteurs. La précision de ces méthodes reste uniquement dépendante du pas de discrétisation.

2.4 Etat de l'art

Nous décrivons maintenant les nombreux travaux qui se sont attachés à construire des ensembles cohérents, pour la couverture dans les graphes en général, et pour la couverture de surface dans les réseaux de capteurs en particulier.

2.4.1 Ensembles dominants

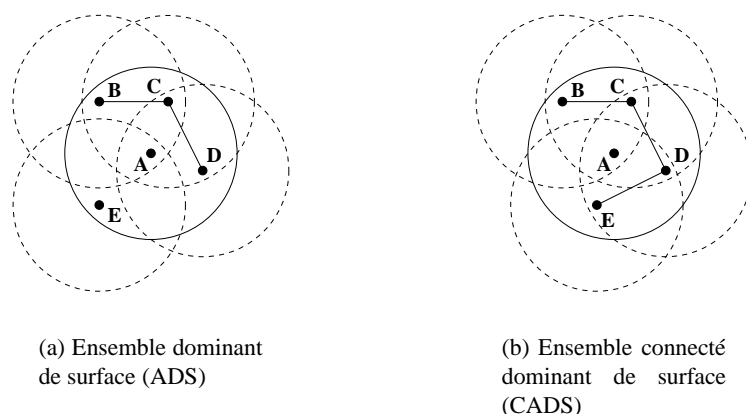
Définissons pour commencer les ensembles dominants. Sur les figures associées aux paragraphes suivants, les cercles pleins représentent un nœud de l'ensemble dominant tandis qu'une ligne en pointillés désigne un nœud hors de l'ensemble. Les liens de communication sont également représentés par des traits pleins.

Définition 1. *Ensemble dominant* Un ensemble dominant (*Dominating Set*, noté DS) est un sous-ensemble de nœuds tel que tout nœud est soit dominant soit voisin d'un élément dominant.

De tels ensembles ne sont pas forcément connectés (voir Fig. 2.4(a) où B, C et G ne peuvent pas communiquer).

Définition 2. *Ensemble dominant connecté* Dans un ensemble dominant connecté (*Connected Dominating Set*, noté CDS), tout nœud est dominant ou voisin d'un nœud dominant et les nœuds dominants sont connectés (voir Fig. 2.4(b) où A, B, E et G peuvent communiquer).

Plusieurs protocoles se sont attachés à construire des ensembles dominants connexes. Parmi eux, les travaux de Wu et Li [65] ont d'abord permis le calcul d'ensemble dominant, qui fut ensuite

FIG. 2.5 – Couverture de surface ($CR = SR$).

amélioré par Stojmenović et al. [58]. Cette dernière version permet la construction d'un ensemble dominant sans surplus de communication, à condition que la connaissance du voisinage à deux sauts soit d'ores et déjà acquise. L'idée originale est qu'un nœud doit être dominant dès que deux de ses voisins ne sont pas connectés, afin d'assurer la communication entre ces derniers. De nombreux travaux se sont ensuite succédés ; Dai et Wu en [11] ont proposé une généralisation de la règle de dominance, sensiblement modifiée et reformulée ensuite respectivement par Stojmenović et Wu dans [59] et par Carle et Simplot dans [10]. Les décisions reposent sur des priorités supposées uniques que d'autres travaux se sont attachés à optimiser de façon à minimiser les tailles des ensembles obtenus [66, 55].

2.4.2 Ensembles dominants de surface

Alors que les DS et CDS assurent la couverture de nœud, nous considérons ici des ensembles dominants de surface. Ainsi, si un ensemble dominant de surface (*Area Dominating Set*, noté ADS) est déployé, cela signifie que tout point physique de la zone est couvert par au moins un nœud. Nous pouvons observer sur la figure 2.5(a) que l'ensemble formé de B , C , D et E couvre une zone aussi large que l'ensemble des nœuds. Néanmoins, le fait que A ne soit pas dominant implique que E ne peut pas communiquer avec les autres nœuds dominants.

Enfin, un ensemble dominant connecté de surface (*Connected Area Dominating Set*, noté CADS) est un ADS dans lequel il existe un chemin entre toute paire de nœuds. Dans l'exemple donné en figure 2.5(b), D permet maintenant d'obtenir un CADS.

Dans les réseaux de capteurs, le contexte est légèrement différent des réseaux ad hoc puisqu'il s'agit la plupart du temps d'assurer une connexité entre tout nœud et au moins l'un des puits. De façon analogue à la plupart des contributions existantes, nous nous sommes placés dans le pire cas et avons toujours essayé de construire des ensembles dominants connectés de surface (CADS).

Nous détaillons à présent les principales solutions existantes au problème de la couverture de surface dans les réseaux de capteurs, notamment pour la construction d'ensembles dominants de surface.

2.4.3 Protocoles de couverture simple

Un algorithme de couverture de surface appelé PEAS a d'abord été proposé dans [70]. Des réseaux asynchrones sont considérés. Initialement, tous les nœuds sont passifs. Périodiquement, chaque capteur sort de ce mode pour envoyer un message dit de sondage. Tous les nœuds actifs situés dans un rayon R (identique pour tous les nœuds) reçoivent ce message. Ils doivent ensuite évaluer la distance les séparant au nœud émetteur, grâce à la force du signal reçu ou par des mesures de délais de transmission. Si cette distance est inférieure à P , autre paramètre de l'algorithme homogène sur le réseau, ils avertissent le nœud émetteur afin qu'il puisse demeurer passif. Dans le cas contraire, aucun message n'est envoyé et le nœud à l'origine du message de sonde décide de devenir actif. Dès lors qu'un nœud prend cette décision, il conserve ce statut jusqu'à épuisement de ses ressources énergétiques. Ce protocole est extrêmement tolérant aux fautes (pertes de messages, panne d'un capteur, etc.). Cependant, il ne peut garantir la couverture totale qu'en s'appuyant sur un certain rapport entre R et P .

Hsin et Liu [34] se sont intéressés à des algorithmes de couverture de surface aléatoires et coordonnés. Chaque capteur couvre un disque de rayon R . Dans leur mécanisme de couverture coordonnée, un capteur peut décider de devenir passif après avoir reçu une *permission* de la part de voisins appelés *voisins parrains*. Cette permission inclut un temps indiquant la durée durant laquelle le nœud est autorisé à demeurer passif. Tout nœud *parrain* doit être actif. Les décisions ne sont pas synchronisées puisque chaque capteur peut négocier avec ses parrains indépendamment. Les auteurs suggèrent que les nœuds collectent des informations au sujet des niveaux d'énergie résiduelle des voisins. Ainsi, un capteur ayant peu de ressources énergétiques restantes a une probabilité plus élevée de devenir passif qu'un nœud ayant plus de ressources. Chaque capteur maintient son propre compteur, utilisé lors des changements de statut. D'après leurs résultats expérimentaux, les algorithmes coordonnés procurent de meilleures performances. Bien que cet algorithme possède des propriétés intéressantes, comme l'aspect localisé par exemple, il pourrait générer trop de nœuds parrains qui doivent donc demeurer actifs. En effet, aucune coordination entre les nœuds n'est effectuée, rendant impossible l'identification de nœuds parrains communs, ce qui en autoriserait pourtant une partie à être passifs.

Cai, Li et Wu [6] décrivent un protocole de couverture de surface pour des réseaux asynchrones. Leur algorithme corrige et complète le protocole PECAS [31] (lui-même une extension de PEAS [70]) qui génèrerait également des trous de couverture. Chaque nœud u connaît en permanence la portion de sa surface de couverture $S(u)$ qui n'est couverte par aucun autre capteur. Cette portion est appelée *surface utile*. Chaque capteur est soit passif soit dans l'un des quatre états d'activité suivants : *pré-actif*, *actif*, *impayé* et *pré-passif*. Tout nœud u passif s'active sur sa propre décision et en alerte ses voisins à l'aide d'un message. Les voisins éveillés répondent en ajoutant au message leur position ainsi que leur temps d'activité restant. Dès lors, u peut décider de retourner à l'état *passif* ou de devenir actif. Dans ce cas, il doit en informer ses voisins. Après avoir travaillé durant une période prédéterminée, un capteur demeure actif jusqu'à ce qu'un voisin ne se réveille et ne le remplace. Tout nœud actif ou en mode *impayé* peut entrer en mode *pré-passif* lorsqu'il remarque que si la taille de sa surface utile (qui est en réalité la portion de surface qu'il est le seul à pouvoir couvrir) est inférieure à un seuil. Tout nœud dans l'état *pré-passif* annonce son intention de devenir passif, afin d'éviter des décisions identiques simultanées engendrant des trous de couverture. Les voisins actifs ou en mode *impayé* répondent. Si le message indiquant l'intention de passer en mode passif est reçu par un autre voisin dans une certaine limite de temps, le nœud émetteur ne décide d'être passif que la taille de sa surface utile demeure inférieure au seuil, lorsque ces voisins sont ignorés, ou est inférieure à la taille des

surfaces utiles de tous ces voisins. Notons que, lorsque la taille de la surface utile est de 0 pour plusieurs voisins, mais supérieure au seuil lorsqu'un de ces voisins est retiré, tous deviennent actifs alors qu'un seul suffirait. Dans cet algorithme, le cas des plusieurs nœuds en mode passif pourrait être amélioré.

L'algorithme présenté dans [68] divise la surface en de petites grilles et couvre chacune de ces grilles à l'aide d'un capteur. Chaque capteur capable de couvrir une grille maintient une liste des autres nœuds capables également de couvrir cette même grille. Ils sont triés selon un ordre de priorité. Tous les nœuds couvrant une même grille sont capables de communiquer. Lorsque la densité du réseau est grande, les capteurs ont besoin d'énormément de mémoire et de capacité de traitement pour maintenir ces listes. A ceci s'ajoutent les besoins en communication nécessaires à la diffusion des décisions de chaque capteur.

Sheu, Yu et Tu [56] proposent l'algorithme suivant. Tout d'abord, chaque capteur u envoie sa priorité à tous ses voisins de surveillance (autrement dit tous les nœuds v tels que $dist(u, v) \leq SR$). Notons que lorsque des voisins de surveillance sont hors de portée de communication (dans le cas très rarement observé en réalité $CR < SR$), cette priorité doit être acheminée par communications multi-sauts. Ensuite, u considère le périmètre de son disque de surveillance, $S(u)$, ainsi que les portions de périmètre des disques des voisins de surveillance de plus haute priorité situées dans $S(u)$. Si toutes ces portions sont complètement couvertes par d'autres voisins de surveillance de plus haute priorité, alors u pourrait devenir passif. Pour décider de quelques voisins actifs, chacune des portions de périmètre est divisée en segments, reliant les points d'intersections avec les autres disques. Pour chaque segment ainsi constitué, le capteur ayant la priorité la plus haute parmi les nœuds couvrant ce segment, est actif. Notons que quelques voisins actifs pourraient ne pas être découverts. Cependant, ceux qui ont été découverts suffisent à construire un arbre connecté, permettant l'acheminement de messages de u vers un puits. Cet élégant protocole localisé requiert un message par nœud lorsque $CR > 2SR$ mais pour toute autre ratio CR/SR , le surplus de messages engendré par le routage ainsi que la complexité de cette solution pourraient être excessifs.

Zhang et Hou [71] ont décrit un algorithme efficace pour la sélection de nœuds couvrants dans des réseaux synchrones. La durée de vie est divisée en périodes d'activité. Les capteurs prennent régulièrement de nouvelles décisions d'activité, choisissant entre deux modes : actif et passif. Dans chaque période d'activité, un seul nœud initie le processus de décision qui va ensuite se propager dans le réseau. De nouveaux capteurs sont sélectionnés de façon à favoriser ceux situés au plus près des points d'un pavage hexagonal de la zone, obtenu lorsque la surface de déploiement est idéalement divisée en hexagones réguliers égaux. La couverture fournie est relativement correcte, étant donnée la nature distribuée des décisions. Cependant, le fait qu'un seul capteur soit à l'origine du processus pourrait causer des problèmes lors de l'implémentation, notamment en terme de latence. On peut également se poser la question du passage à l'échelle, qui n'est pas évoqué dans ce travail. Si plusieurs capteurs viennent à initier le processus de décision alors les choix formulés aux points de *rendez-vous* seraient certainement sous-optimaux. Le dernier inconvénient de cette solution est qu'elle ne garantit pas nécessairement la couverture initiale, comme le montrent les résultats expérimentaux fournis dans ce travail. Zhang et Hou font partie des premiers à avoir évoqué la notion de connexité dans les réseau de capteurs en l'adossant à la couverture de surface. Ils ont montré que si la couverture de surface était assurée et que le rayon de communication était au moins deux fois plus grand que le rayon de surveillance alors le réseau était connecté. La raison en est que si la surface est couverte, alors les disques de surveillance sont au pire adjacents et la distance séparant deux nœuds est au plus

$2 \times SR$. Or, $CR \geq 2SR$ donc les deux nœuds peuvent communiquer.

Tian et Georganas [61] proposent une solution pour des réseaux de capteurs synchrones dans lesquels les rayons de communication et de surveillance sont égaux ($SR = CR$). Pour commencer, chaque nœud u envoie un message *hello* et construit sa table de voisinage grâce à l'écoute de ces mêmes messages. Connaissant sa position ainsi que celles de ses voisins, u utilise une évaluation par la méthode des périmètres (voir partie 2.3.1) pour déterminer si $S(u)$ est couverte par l'ensemble des voisins connus. Si u est couvert après avoir attendu un temps aléatoire, alors il peut décider de devenir passif. Il envoie alors un message de *retrait* et devient passif. Tout voisin n'ayant pas encore décidé et recevant ce message doit donc retirer u de sa table de voisinage afin de ne pas le considérer lors de son évaluation de couverture. Si u n'est pas couvert alors il demeure actif sans envoyer de message. Le processus se répète régulièrement afin d'autoriser les changements de statut en bénéficiant de la génération aléatoire d'un nouveau temps d'attente. Dans ce protocole, si un nœud vient à disparaître sans en avertir le voisinage, il reste présent dans les tables de voisinage de ses voisins et sera considéré lors des évaluations de couverture respectives. De plus, la connexité des capteurs actifs n'est pas garantie dans cette solution ; seule la couverture de surface est traitée, comme dans la majeure partie des travaux existants sur ce sujet. Enfin, les auteurs discutent de l'hétérogénéité des rayons de surveillance qui n'influe finalement que sur le mécanisme d'évaluation de couverture et nécessite simplement l'introduction de SR dans les messages.

Jiang et Dou [36] décrivent plusieurs améliorations pouvant être apportées à l'algorithme [61]. En supposant que $CR \geq 2SR$, ils appliquent le critère selon lequel un disque D est complètement couvert si les périmètres des autres disques le couvrant (uniquement les portions se trouvant à l'intérieur de D) sont complètement couverts par d'autres disques couvrants. Les nœuds utilisent ensuite un temps d'attente aléatoire avant de prendre les décisions d'activité. Puis, l'algorithme [61] est employé.

Plusieurs travaux se sont donc attachés à développer des protocoles assurant la couverture simple mais il est assez difficile de trouver un algorithme adressant à la fois le problème de la couverture et celui de la connexité des nœuds actifs. Voyons si cette remarque demeure valable lorsqu'il s'agit de solutions proposant d'assurer la couverture multiple.

2.4.4 Protocoles de couverture multiple

Quelques solutions ont déjà été proposées pour résoudre le problème de la couverture de surface multiple, la plupart étant centralisées. Parmi les approches localisées, nous résumons ici les plus pertinentes.

Pour qu'un ensemble de capteurs puisse assurer la k -couverture, il faut évidemment que la topologie initiale soit k -couvrante. Dans [40], Kumar et al. considèrent des réseaux dans lesquels les nœuds sont passifs durant la majeure partie de leur temps de vie. Ce papier donne des bornes inférieures pour le nombre de nœuds devant être déployés afin d'assurer la k -couverture de zone.

Abrams, Goel et Plotkin [1] étudient le problème de partitionnement des capteurs en couches de façon à ce que le nombre de couches couvrant une surface soit maximisé. Trois algorithmes, supposant k fixe, sont décrits. Un premier assigne aléatoirement à chaque capteur l'une des k couches. Dans un algorithme glouton distribué, chaque capteur écoute les décisions environnantes, incrémentant les compteurs de la couche correspondante. Il sélectionne ensuite la couche d'activité pour laquelle le compteur est le plus petit. L'algorithme glouton centralisé ajoute des poids mais utilise le même genre de procédé. Dans ces travaux, l'hypothèse que $2SR \leq CR$ est

formulée. L'ensemble des nœuds, s'il couvre la totalité de la zone, est donc connecté. Aucune discussion n'évoque d'autres cas de figure ni comment la connexité serait assurée le cas échéant.

La connexité du réseau est rarement évoquée dans les travaux existants sur la k -couverture de surface. Cependant, de même que pour la couverture simple, il a été montré que, lorsque $CR \geq 2SR$, la k -connexité est préservée pourvu que la zone soit k -couverte [63].

Tian et Georganas, dans [62], proposent un algorithme d'ordonnancement de nœuds pour répondre au problème de la k -couverture. Ils précisent, prouvent et étendent le résultat présenté dans [71] qui est qu'en assurant la k -couverture, la k -connexité est préservée, aussi longtemps que $2SR \leq CR$, c'est à dire qu'entre deux nœuds, il existe k chemins disjoints. Cependant, cette approche nécessite beaucoup de messages de contrôle et doit être étendue lorsque d'autres ratios SR/CR sont considérés.

Dans [69], Yang et al. ont étudié dans quelle mesure la couverture de point pouvait approcher la couverture de surface. Ils développent un algorithme centralisé et deux solutions non globales dans le but de construire des ensembles k -couvrants, connectés ou non. Ces problèmes y sont considérés comme des extensions des ensembles dominants [65]. Ces ensembles ont déjà été largement étudiés dans le contexte des réseaux ad hoc [58] et également pour les réseaux de capteurs [10]. Parmi les solutions non centralisées proposées par les auteurs, seule la seconde peut être considérée comme localisée, la première utilisant une approche basée sur la construction de clusters et par conséquent classée parmi les solutions quasi-localisées. Cet algorithme localisé permet d'assurer totalement la couverture de point et la connexité du réseau. Le super-ensemble d'un ensemble de nœuds marqués par la règle de dominance pour la k -couverture décrite dans [12] est alors construit. Cependant, une information à deux sauts est requise pour chaque nœud et son acquisition n'est pas discutée.

Dans [32], Gupta, Das and Gu montrent que le problème de la couverture de surface par des ensembles connectés est NP-complet. Puis, Zhou, Das et Gupta [72] proposent trois heuristiques pour le résoudre. La première est centralisée tandis que les deux autres en sont des versions distribuées. L'algorithme glouton distribué est très proche de l'algorithme distribué étudié dans [32]. Les auteurs considèrent un ensemble de nœuds, noté M , devant k -couvrir une zone donnée. Initialement, un nœud aléatoire se trouve dans M . Ensuite, il doit sélectionner le meilleur capteur et le meilleur chemin pour assurer la couverture et la connexité. Ceci est fait en diffusant un message de recherche à tous les capteurs situés à $2 \times r$ sauts, r étant le *rayon de lien* du réseau, c'est-à-dire le nombre maximum de sauts séparant deux nœuds dont l'intersection des zones de surveillance est non vide. Notons pour commencer que cette recherche par diffusion se fera alors à deux sauts minimum. S'ensuit un traitement sur les messages de réponse reçus, et un nouveau capteur est ajouté à M . Ceci est répété jusqu'à ce que la zone soit k -couverte. Il est évident que le nombre de messages nécessaires à cette tâche est ici très élevé et les auteurs proposent d'ailleurs de le diminuer en utilisant une version distribuée de cet algorithme. Dans cette autre solution, néanmoins, chaque nœud doit collecter les informations de voisinage de tous les nœuds jusqu'à ses voisins à $\max(t, r)$ sauts, t étant une constante fixée à 2 pour les simulations. Dès lors, les informations à deux sauts sont requises au minimum. Bien qu'aucune discussion ne soit faite autour de la valeur de t , les auteurs proposent un calcul simple de r en fonction de la densité du réseau. Cependant, r est égal à $2SR/t + 1$ dans les réseaux denses ($SR = 4$, $t = 2$), ce qui conduit à requérir une information à 5 sauts. Encore une fois, les coûts de communication résultant de ces algorithmes n'en font pas des solutions satisfaisantes pour la k -couverture par des ensembles connectés construits par des protocoles localisés.

La plupart des contributions portant sur la couverture de surface multiple ne sont pas locali-

sées. Il s'agit le plus souvent de solutions centralisées ou distribuées mais qui nécessitent alors des informations à plusieurs sauts. De plus, peu d'entre elles évoquent la connexité de l'ensemble des nœuds actifs, s'appuyant sur un théorème énonçant que, lorsque $2SR \leq CR$, on peut s'affranchir de la conservation de la connexité qui est de toute façon assurée si la couverture de surface est maintenue. Certains travaux ont d'ailleurs généralisé ce résultat à la k -couverture et à la k -connexité.

Nous avons comparé plusieurs protocoles en nous reposant sur un modèle d'évaluation de performances invariant que nous décrivons à présent.

2.5 Evaluation de performances

Nous avons utilisé un simulateur à événement discret que nous avons nous-mêmes développé. Nous n'avons pas fait le choix d'implémenter nos protocoles dans un simulateur tel que NS2 [47] ou OpNet [48] pour ne citer que ces exemples. Nous voulions étudier certains aspects des protocoles en limitant le « bruit » occasionné par d'autres paramètres dont l'impact sur les résultats reste difficile à évaluer. Dans la mesure où nous nous sommes limités à des comparaisons entre protocoles, il nous semble pertinent d'expliquer clairement comment ces protocoles fonctionnent et sur quelles hypothèses nous fondons leur implémentation. Les résultats de ces comparaisons ne sont pas à l'origine de nos analyses mais viennent au contraire étayer notre propos ; Nous avons considéré les résultats expérimentaux comme une preuve supplémentaire du bien fondé de nos analyses et non comme un point de départ de notre étude.

Les résultats regroupés dans ce document ont été obtenus à partir de réseaux composés de nœuds déployés sur une zone carrée de dimensions 50×50 . La méthode de déploiement suit un processus ponctuel de Poisson d'intensité constante $\lambda > 0$. La topologie n'est conservée pour la simulation que si elle est connectée et couvre la totalité de la zone de déploiement. La connexité est évaluée à l'aide d'un algorithme de Dijkstra légèrement modifié (ici, les distances importent peu ; il s'agit simplement de vérifier la connexité et non pas de trouver le plus court chemin). La couverture de surface est quant à elle évaluée en discrétisant la zone de déploiement selon une grille de pas $SR/10$. Le pourcentage de surface couverte est alors le rapport entre le nombre de points de la grille couverts et le nombre total. Lorsqu'un nœud doit évaluer la couverture de sa zone de surveillance, il utilise le mécanisme décrit en 2.3.2. Nous avons la plupart du temps simulé des réseaux de densités allant de 20 à 90, c'est à dire comportant de 190 à 860 nœuds. Tous appliquent ensuite le protocole étudié. Pour chaque densité, un nombre d'itérations suffisant est simulé. Par suffisant, nous entendons que 95% des résultats se trouvent dans un intervalle de confiance suffisamment étroit. Les critères retenus pour l'évaluation des algorithmes d'ordonnancement d'activité sont la redondance finalement induite (la proportion de nœuds actifs à un instant donné) et le coût propre au protocole (le nombre de messages requis ou la complexité des calculs par exemple). Nous ordonnançons les activités des capteurs en vue de maintenir la couverture et la connexité et nous vérifierons ces propriétés tout en les soumettant à de nouvelles hypothèses, ce qui nous permettra de tester la robustesse des approches considérées.

Troisième Chapitre

COUVERTURE DE SURFACE EN ENVIRONNEMENT IDÉAL

« Le sommeil est une sorte de protection, si paradoxal que cela puisse paraître. »

Samuel Beckett,
Molloy.

« Pourtant, il serait grand temps...
le ciel noircit et jamais ne ment,
le ciel rougit comme jamais auparavant,
il se gonfle et promet de grands changements. »

Les hurleurs,
Ciel d'encre.

Nous présentons ici deux protocoles de couverture de surface dans les réseaux de capteurs. Comme nous l'avons déjà expliqué, il est primordial de conserver à la fois la couverture et la connexité de l'ensemble des nœuds actifs. Par conséquent, la première idée fût d'adapter une solution existante pour la conservation de la connexité dans les réseaux ad hoc, MPR-CDS pour Multipoint Relay Connected Dominating Set [2], en vue de construire des ensembles connectés couvrants. Nommée Surface Coverage Relay Connected Area Dominating Set (SCR-CADS) [9], notre algorithme consiste en plusieurs phases : une découverte de voisinage, une sélection de relais adaptée à la couverture de surface et enfin la décision d'activité. Cette solution aboutit à la construction d'ensembles connectés garantissant la couverture de zone. SCR-CADS nous a permis de largement réduire le nombre de nœuds actifs. Cependant, deux messages par nœud sont nécessaires à son application, ce qui, au regard de la densité élevée d'un réseau de capteurs, est sans doute l'inconvénient majeur de ce protocole.

Nous avons alors élaboré une solution à faible coût de communication : un protocole affranchi de découverte de voisinage [21]. Avant de choisir son statut, un nœud écoute et analyse les décisions prises autour de lui. Cette contribution utilise dès lors beaucoup moins de messages que la précédente tout en préservant la couverture totale par un nombre de réduit nœuds actifs. Ce dernier rivalise avec celui d'une des meilleures solutions localisées connues [61]. La connexité de l'ensemble des nœuds actifs est conservée quel que soit le rapport entre les rayons de communication et de surveillance.

3.1 SCR-CADS

La première contribution que nous décrivons ici, SCR-CADS, est directement inspirée du protocole MPR-CDS [2] qui permet de construire des ensembles dominants connectés à l'aide de relais multipoints. Considérant la connexité des nœuds actifs comme un aspect indissociable de la couverture de surface, cette solution fût notre point de départ vers le maintien de la couverture de surface par des ensembles connectés.

3.1.1 Description

Décrivons pour commencer le protocole MPR-CDS et nous détaillerons ensuite les phases et mécanismes utilisés dans SCR-CADS.

MPR-CDS

L'algorithme de couverture de surface MPR-CDS (pour *Multipoint Relay Dominating Set*) repose sur trois phases successives : une découverte de voisinage suivie d'une sélection de relais et d'une règle simple de décision locale. Lors de la première phase (*découverte de voisinage*), chaque nœud collecte les informations relatives à ses voisins directs. Une fois ces informations collectées, les nœuds calculent lors d'une seconde phase leurs ensembles de relais respectifs (*sélection des relais*) : ces derniers doivent atteindre la totalité du voisinage à deux sauts. Ils sont ensuite envoyés aux voisins. Enfin, chacun applique une règle de décision lors de la dernière

phase (*décision d'activité*). L'application de cette règle simple permet à chaque objet de choisir son rôle de nœud dominant et d'éventuellement faire partie de l'ensemble connecté des nœuds actifs.

SCR-CADS

Dans le but de conserver d'abord la connexité puis la couverture de zone, nous avons adapté MPR-CDS en modifiant la phase de sélection des relais. Ces derniers doivent à présent couvrir une zone aussi large que celle couverte par l'ensemble des voisins. Aucune connaissance à deux sauts n'est nécessaire, réduisant ainsi le nombre de messages requis à l'initialisation du protocole. Détaillons à présent ces trois phases avant de démontrer que les ensembles construits sont connectés et couvrants.

3.1.2 Découverte du voisinage

Dans un premier temps, les nœuds doivent découvrir leur voisinage à un saut. Ils procèdent pour ce faire à l'émission de messages *hello*. Ces messages contiennent des informations propres au nœud émetteur : sa position et une priorité supposée unique. Cette phase est régulièrement répétée en fonction de la nécessité de mise à jour des informations de voisinage inhérente à l'application de surveillance.

3.1.3 Sélection des relais

Dans le contexte de la couverture de nœud, Jacquet et al. dans [2] ont défini la notion de relais multipoints (MPR). L'objectif de la couverture de nœud par des ensembles connectés est la construction d'ensembles CDS (voir 2). Il s'agit dès lors pour chaque nœud de sélectionner un sous-ensemble de son voisinage : l'ensemble des relais MPR. Pour un nœud u donné, l'ensemble des relais, noté $MPR(u)$, permet d'atteindre la totalité des voisins à deux sauts de u :

$$\begin{aligned} \text{MPR} : \quad V &\rightarrow V \\ u &\mapsto MPR(u) \end{aligned}$$

$$\forall u, \exists \text{ MPR} \mid N(\text{MPR}(u)) \setminus N(u) = N(N(u)) \setminus N(u), \quad (3.1)$$

où V représente l'ensemble des sommets du graphe de communication. On peut observer que $MPR(u) = N(u)$ satisfait complètement cette propriété mais avoir un sous-ensemble de $MPR(u)$ de taille minimale permet de diminuer le nombre de nœuds constituant l'ensemble MPR-DS. Chaque nœud envoie ensuite à ses voisins directs son ensemble MPR. Une règle de décision simple est enfin appliquée par chacun afin de choisir son statut (dominant ou non). Les auteurs prouvent finalement que l'ensemble de nœuds dominants ainsi calculé, nommé ensemble dominant MPR, est connecté.

Comme nous souhaitons conserver la couverture totale et la connexité de l'ensemble des nœuds actifs, nous avons étendu cette solution à la couverture de surface. Nous avons ainsi modifié la sélection des relais : chaque nœud du graphe calcule un sous-ensemble de son voisinage *couvrant la même surface* que la totalité des voisins (voir figure 3.1). Nous avons défini une fonction SCR pour un nœud u :

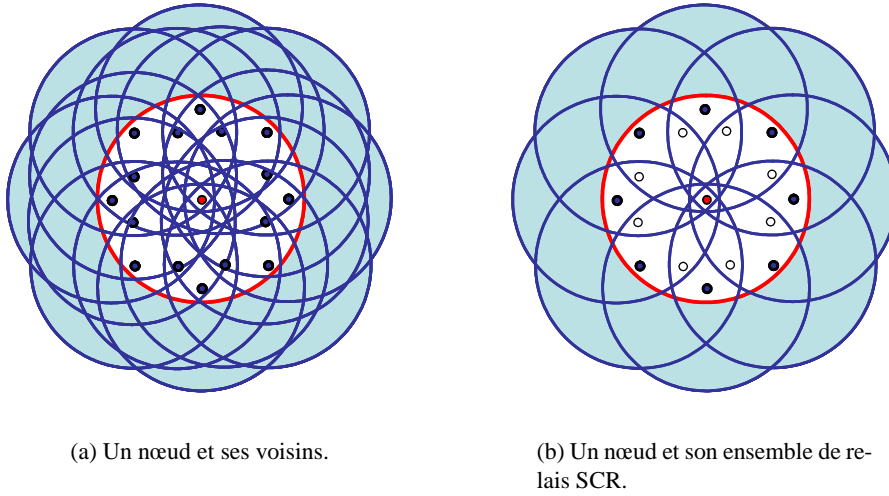


FIG. 3.1 – Principe de SCR-CADS.

$$\begin{aligned} \text{SCR} : V &\rightarrow V \\ u &\mapsto \text{SCR}(u) \end{aligned}$$

V représentant l'ensemble des sommets et $\text{SCR}(u)$ le sous-ensemble de $N(u)$ possédant la propriété suivante :

$$\forall u, \exists \text{SCR} \mid S(\text{SCR}(u)) \setminus S(u) = S(N(u)) \setminus S(u). \quad (3.2)$$

Chaque nœud doit pouvoir calculer SCR . Or ce problème est équivalent à celui du plus petit ensemble couvrant (ou *minimum set cover problem*) qui est NP-complet [37]. C'est pourquoi nous devons employer des heuristiques pour le résoudre. Chaque nœud commence avec un ensemble de relais SCR vide. Puis, à chaque étape, un voisin est sélectionné comme relai s'il couvre une portion de surface jusqu'alors non couverte par l'ensemble SCR . Pour obtenir un ensemble aussi optimal que possible, il est impératif de considérer à chaque étape le nœud apportant le plus de couverture par rapport à celle déjà fournie par l'ensemble SCR . Idéalement, les voisins devraient être donc ordonnés en fonction de leur apport en couverture par rapport aux nœuds observés précédemment.

La première heuristique proposée se base sur une intuition simple : le nœud le plus éloigné est celui qui apporte le plus en couverture. Chaque nœud u commence par ajouter son voisin le plus éloigné (les positions sont connues et incluses dans les messages *hello*). Les voisins sont ensuite considérés par ordre décroissant de distance à u . Tout voisin v couvrant une zone jusqu'ici non couverte par l'ensemble $\text{SCR}(u)$ est ajouté à $\text{SCR}(u)$.

La seconde heuristique, au lieu de choisir le voisin non encore évalué le plus éloigné du nœud calculant, tente de choisir celui qui est censé apporter le plus de couverture par rapport à l'ensemble SCR déjà constitué. Nous voulions éviter de quantifier l'apport de chaque voisin pour trouver celui à considérer. Une bonne approximation semblait être de calculer l'isobarycentre des voisins appartenant déjà à SCR et de choisir le voisin qui en est le plus loin. Sur la figure 3.2 se trouve illustré un réseau composé de six nœuds vérifiant $SR = CR$: u et ses 5 voisins. Le

nœud u sélectionne ses voisins en utilisant l'heuristique des isobarycentres ; il débute avec un ensemble $SCR(u)$ vide. Le voisin le plus éloigné de u , $v1$, est sélectionné (figure 3.2(b)). Ensuite le nœud le plus lointain de $v1$, $v2$, est considéré. Il couvre une surface jusqu'ici non couverte par $v1$, comme le montre la figure 3.2(b). L'isobarycentre $G1$ de l'ensemble $SCR(u) = \{v1, v2\}$ est ensuite calculé ; $v5$ est le plus éloigné de $G1$, milieu de $[v1, v2]$. Il est donc sélectionné comme relai car il couvre une zone jusqu'ici non couverte par $v1$ et $v2$. Enfin, $v4$ est évalué car il est le plus éloigné de $G2$, isobarycentre de $SCR(u) = \{v1, v2, v5\}$. Il est sélectionné et $SCR(u) = \{v1, v2, v5, v4\}$. Enfin, $v3$ n'apporte aucune couverture et n'est donc pas sélectionné.

Notons que pour chacune de ces deux heuristiques, plusieurs voisins peuvent être choisis comme étant le prochain à considérer. Dès lors, nous les distinguons grâce à une fonction d'aléatoire, en cas de nouvelle égalité, en utilisant la priorité unique des nœuds. Finalement, un nœud u suit ces trois étapes :

1. collecter les informations de voisinage,
2. calculer l'ensemble $SCR(u)$ et l'envoyer ensuite à ses voisins directs, $N(u)$.

Enfin, chaque nœud doit décider de son activité. Nous détaillons à présent la règle de décision utilisée.

3.1.4 Décision d'activité

Avec MPR-CDS, les nœuds appliquent une règle simple pour décider de leur dominance, basée sur une priorité unique attribuée à chaque objet du réseau (son calcul est identique ici et sera détaillé dans la section 3.1.5) :

Tout nœud u ayant la priorité la plus basse parmi son voisinage ou appartenant à l'ensemble de relais SCR du voisin ayant la plus petite priorité doit appartenir à l'ensemble dominant.

Cette règle génère des ensembles dominants connexes, comme démontré dans [2]. Montrons à présent que la même règle utilisée avec des ensembles de relais SCR amène à la construction d'ensembles connectés couvrants.

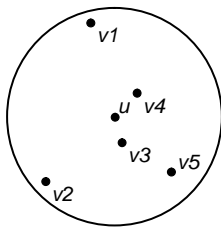
L'ensemble SCR est composé de nœuds couvrant une surface identique à celle couverte par l'ensemble des voisins directs. Les rayons de communication et de surveillance étant égaux, les voisins à deux sauts se trouvent nécessairement dans cette zone. Dès lors, notre ensemble SCR est un ensemble MPR et la règle utilisée nous permet d'assurer que l'ensemble des nœuds actifs est connecté. Montrons à présent que cet ensemble connecté couvre une surface identique à celle initialement couverte par l'ensemble des nœuds.

Rappelons les étapes nécessaires à la décision d'un nœud u

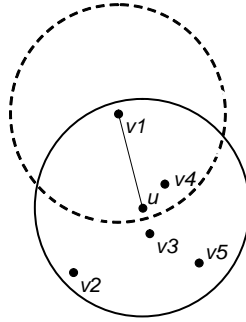
1. u construit un ensemble SCR vérifiant $S(SCR(u)) \setminus S(u) = S(N(u)) \setminus S(u)$
2. u collecte les ensembles SCR et les priorités de ses voisins,
3. u décide d'être actif s'il possède la priorité la plus petite ou s'il appartient à l'ensemble SCR du voisin ayant la plus petite priorité.

Théorème 2. Soit $G = (V, E)$ un graphe connecté. Soit A l'ensemble des nœuds ayant décidé d'être actifs en utilisant SCR-CADS : $S(A) = S(V)$.

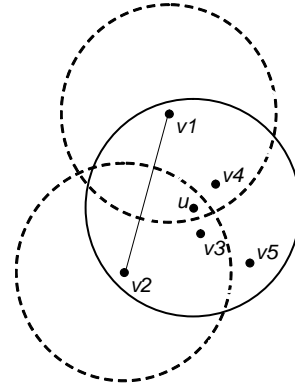
Démonstration. Chaque nœud u calcule un ensemble de relais SCR, noté $SCR(u)$, et l'ensemble des voisins de plus faible priorité, noté $K(u)$. Nous notons $k(u)$ le nœud de $K(u)$ ayant la priorité la plus basse. L'ensemble des nœuds ayant décidé d'être actifs est désigné par A .



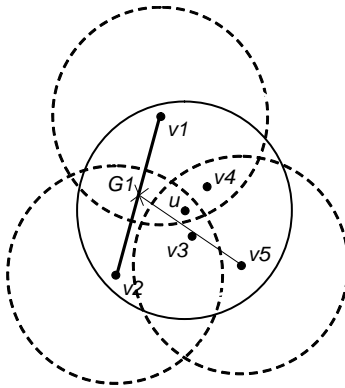
(a) Un nœud u et 5 voisins ; u doit calculer $SCR(u)$.



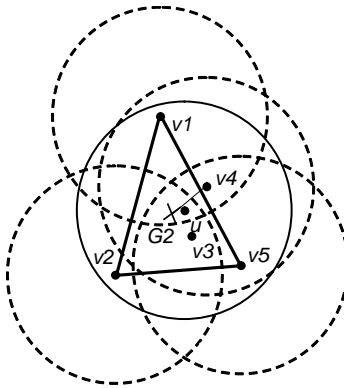
(b) $v1$ est le plus éloigné de u : $SCR(u) = \{v1\}$.



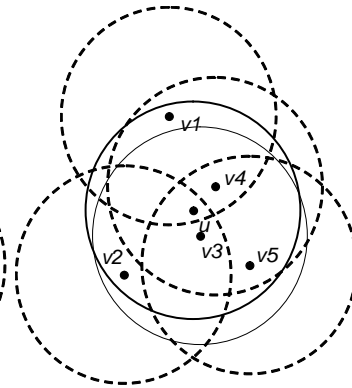
(c) $v2$ est le plus éloigné de $v1$: $SCR(u) = \{v1, v2\}$.



(d) $v5$ est le plus éloigné de l'isobarycentre de $SCR(u) = \{v1, v2\}$, $G1$: $SCR(u) = \{v1, v2, v5\}$.



(e) $v4$ est le plus éloigné de l'isobarycentre de $SCR(u) = \{v1, v2, v5\}$, $G2$: $SCR(u) = \{v1, v2, v5, v4\}$.



(f) Lorsque $v3$ est évalué, il n'apporte aucune couverture et n'est donc pas sélectionné comme relai. $SCR(u) = \{v1, v2, v5, v4\}$.

FIG. 3.2 – Exemple de calcul local d'un ensemble SCR avec l'heuristique des isobarycentres.

Il est évident que $S(A) \subseteq S(V)$ puisque $A \subseteq V$. Il nous reste donc simplement à prouver l'inclusion réciproque.

Soit p un point physique de $S(V)$. Nous devons prouver qu'il existe un nœud $u \in A$ tel que $S(u) \ni p$. Soient B l'ensemble des nœuds capables de surveiller p ($B = S^{-1}(p)$), C l'ensemble des voisins de B ($C = N(B) \setminus B$) et u le nœud avec la priorité la plus faible de $B \cup C$.

Deux cas se posent dépendant de la capacité de u à couvrir p :

1. u couvre p ($u \in B$). Dès lors, $K(u) = \emptyset$ puisque $N(u) \subseteq B \cup C$ et u est le nœud ayant la priorité la plus basse de $B \cup C$. Donc u appartient à A et p appartient à $S(A)$.
2. u ne couvre pas p ($u \in C$). Dès lors, il existe au moins un voisin de u capable de surveiller p . En raison de la définition de SCR , il existe au moins un nœud $y \in SCR(u)$ tel que $p \in S(y)$. Le nœud y appartient à B et ensuite $N(y) \subseteq B \cup C$. Ceci implique que $u = k(y)$ puisque u est le nœud de plus basse priorité de $B \cup C$ (et donc de $N(y)$). Par conséquent, y appartient à A et p est couvert.

Où que se trouve p , il est couvert par un nœud de A . Nous pouvons donc conclure que $S(A) \supseteq S(V)$ et que $S(A) = S(V)$. \square

3.1.5 Résultats expérimentaux

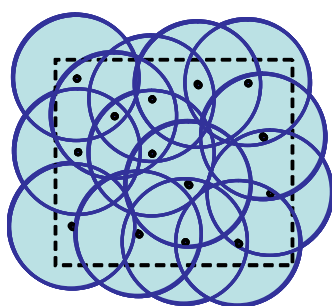
Pour chaque topologie générée aléatoirement, les nœuds appliquent le protocole selon les trois phases de *découverte du voisinage*, de *calcul des relais* et de *décision d'activité*. Concernant l'évaluation de la couverture fournie par un nœud (nécessaire lors du calcul des ensembles SCR), nous utilisons par défaut une évaluation par intersections (voir 2.3.2) ne tenant pas compte des bordures de la zone de déploiement.

Connexité et couverture de surface

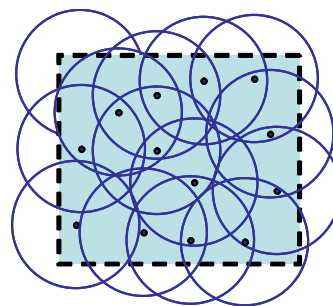
Après avoir vérifié que les ensembles construits étaient bel et bien connectés et que la surface couverte par ces ensembles était identique à celle surveillée par l'ensemble des capteurs, nous avons observé la durée de vie de nos réseaux. Ici, le temps de vie est la durée pendant laquelle l'ensemble des nœuds possédant toujours un niveau d'énergie positif est connecté. Initialisés à 100, les niveaux d'énergie des nœuds actifs diminuent d'une unité de batterie contre aucun pour ceux des nœuds passifs. On peut ainsi quantifier l'amélioration apportée par le protocole en comparant le temps de vie moyen aux seules cent périodes d'activités durant lesquelles les nœuds épuiseront leurs batteries s'ils étaient tous actifs en permanence.

Nous avons observé deux zones : celle initialement couverte par l'ensemble des nœuds déployés (figure 3.3(a)), et celle plus restreinte que les capteurs ont à surveiller (figure 3.3(b)), aussi appelée zone de déploiement. Les figures 3.4 et 3.5 montrent l'évolution de la couverture de ces surfaces respectives en fonction du temps.

La sélection de relais telle que décrite ici fait que chaque nœud considère les zones de surveillance comme des disques et non comme des régions modifiées en fonction de l'intersection avec la zone de déploiement (voir partie 2.3.3). Tout nœud situé en bordure de zone est par conséquent le seul à pouvoir surveiller les parties extrêmes de sa zone de surveillance situées en dehors de la zone de déploiement. Dès lors, tous ses voisins, y compris le plus petit, le sélectionne comme relais SCR . Appliquant la règle de décision d'activité, ces nœuds aux bordures ont soit la priorité la plus petite de leur voisinage ou alors ont été sélectionnés par le voisin



(a) Couvrir une zone équivalente à celle couverte par l'ensemble des capteurs.



(b) Couvrir la zone de déploiement des capteurs.

FIG. 3.3 – Les deux zones observées.

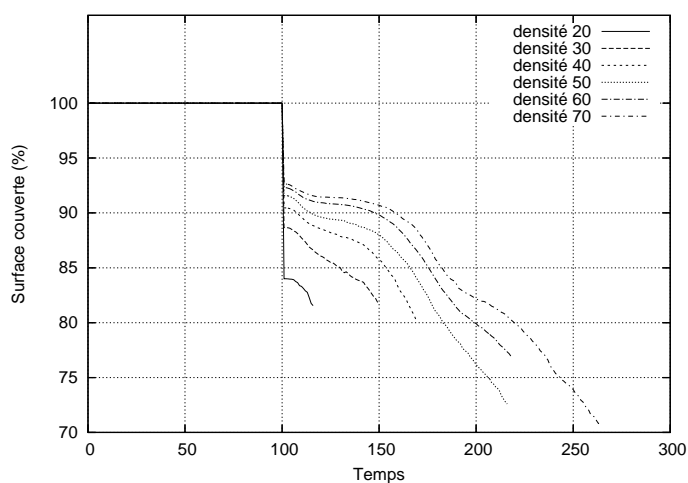


FIG. 3.4 – Chute brutale du taux de couverture après la centième période d'activité.

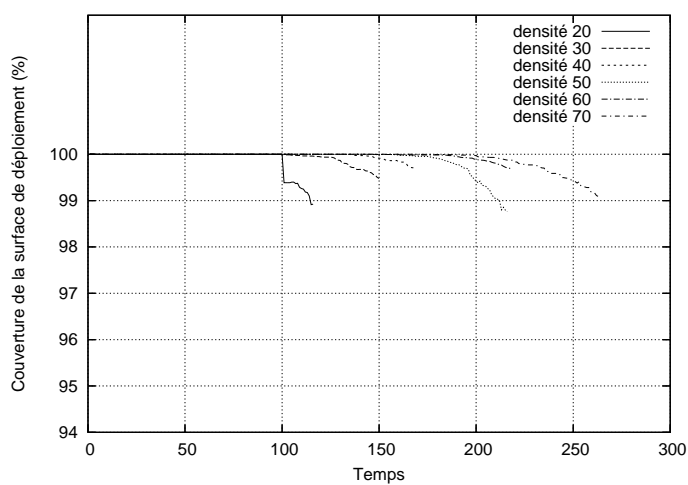


FIG. 3.5 – Une chute plus légère est logiquement observée pour le taux de couverture de la surface de déploiement.

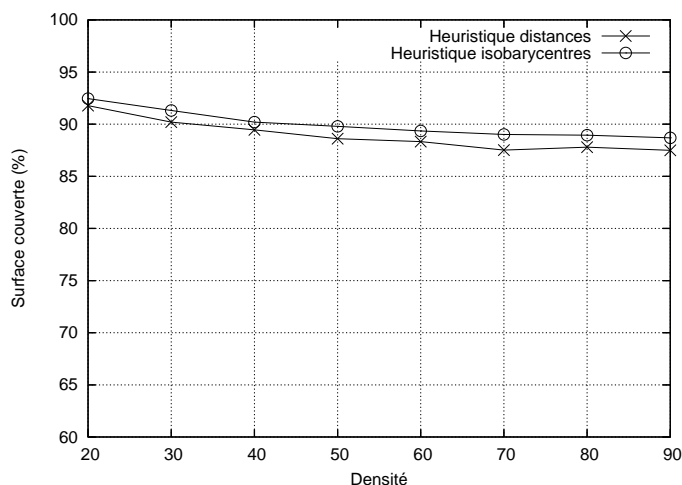


FIG. 3.6 – Avec prise en compte des bordures, les parties extérieures à la zone de déploiement ne sont pas couvertes.

ayant la plus faible priorité. Ils sont donc inévitablement dominants à chaque période d'activité. Ceci explique les chutes soudaines observées sur les figures 3.4 et 3.5 après la centième période d'activité. Plus flagrantes lorsque la zone totale est observée, elles sont aussi présentes sur la figure 3.5. Les nœuds aux bordures, épuisés après leurs 100 premières périodes d'activité, disparaissent en laissant des parties de la zone de déploiement non couvertes. Ces résultats montrent à quel point l'évaluation de couverture a un impact sur le comportement du protocole.

Dans la suite des expérimentations, nous n'utilisons qu'une évaluation de couverture avec prise en compte des bordures. Les nœuds peuvent calculer leurs ensembles de relais grâce à l'une des méthodes présentées dans 2.3. La contrainte est simplement de ne considérer que les points situés à l'intérieur de la zone de déploiement lors de l'évaluation. Dès lors, on peut voir sur la figure 3.6 que la surface initialement couverte par l'ensemble des capteurs n'est pas entièrement surveillée par l'ensemble dominant. Ce qui nous importe à présent est de couvrir la zone de déploiement des capteurs.

Taille des ensembles de relais

Nous avons observé la taille moyenne des ensembles de relais afin d'analyser les performances des heuristiques de sélection des relais. Il s'agissait d'évaluer laquelle de nos deux heuristiques, celle basée sur les distances ou celle utilisant les isobarycentres, étaient la plus efficace. La taille des ensembles de relais est importante. D'une part, elle conditionne le nombre de nœuds dominants ; plus les ensembles SCR sont grands, plus un nœud a de chances d'appartenir à l'ensemble SCR de son voisin le plus petit et donc d'être dominant. D'autre part, les ensembles SCR sont envoyés aux voisins directs et déterminent par conséquent la taille des messages de relais.

Nous avons ainsi observé que l'heuristique utilisant les isobarycentres était la moins efficace des deux. Comme le montre la figure 3.7, les ensembles SCR générés par l'heuristique à base de distances ont une taille variant de 9.4 à 16.6 nœuds pour les densités respectives 20 et 90. L'heuristique utilisant les isobarycentres génère quant à elle des ensembles de taille moyenne comprise entre 13.1 (à densité 20) et 30.1 éléments (à densité 90).

Lorsque nous avons utilisé une méthode d'évaluation de la couverture prenant en compte

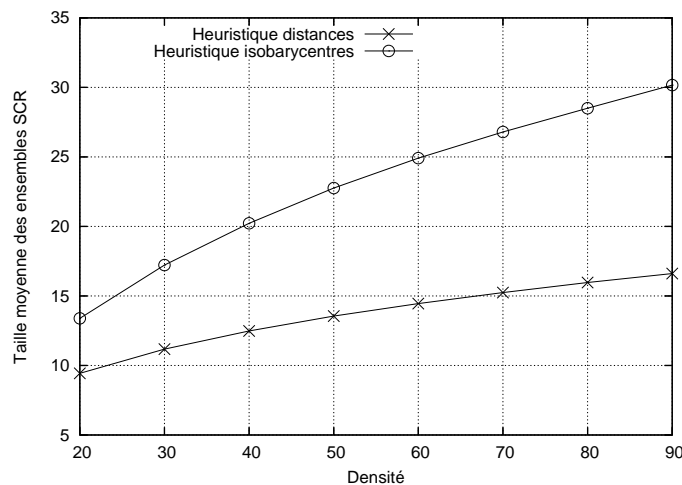


FIG. 3.7 – Avantage de l’heuristique des distances sur celle des isobarycentres. L’évaluation de la couverture ne tient pas compte de la zone de déploiement.

les bordures de la zone de déploiement, ces tailles ont considérablement diminué pour passer de 22.7 à 18 pour l’heuristique à base d’isobarycentres et de 13.5 à 9.9 pour l’heuristique à base de distance (densité 50). Ce résultat est logique étant donné que les nœuds aux bordures ne sont plus sélectionnés automatiquement.

Ainsi, selon l’heuristique employée et la prise en compte ou non des bordures, la taille des ensembles de relais SCR varie largement. L’heuristique des distances combinée à une évaluation de couverture sans prise en compte des bordures de zone nous procure les ensembles SCR de plus petite taille. Comme nous l’avons déjà expliqué, la taille de ces ensembles conditionne grandement la proportion de nœuds actifs.

Nœuds actifs

Nous avons calculé le pourcentage moyen de nœuds actifs obtenus durant les simulations. Les figures 3.9 et 3.10 nous donnent ce nombre moyen en fonction de la densité du réseau. C’est en toute logique que le pourcentage de nœuds dominants diminue lorsque la densité augmente ; plus le réseau comporte de nœuds, moins il en est requis en proportion pour la surveillance de la zone. Ensuite, les résultats confirment que l’heuristique des isobarycentres génère davantage de nœuds actifs (de 71.6% à 36.4% pour des densités allant de 20 à 90). L’heuristique des distances nous permet quant à elle de n’avoir que 21.7% de nœuds actifs à densité 90 (54.1% à densité 20).

Alors que les résultats donnés jusqu’à présent étaient obtenus avec des nœuds ne considérant pas les bordures de la zone de déploiement lors du calcul des ensembles SCR, la figure 3.10 représente les mêmes résultats mais en utilisant cette fois une évaluation de couverture qui prend en compte les bordures de la zone de déploiement. On a alors un nombre de nœuds dominants bien inférieur (de 58% à 24.7% pour l’heuristique à base d’isobarycentres et de 41% à 13% pour celle à base de distance respectivement à densité 20 et 90). Comme déjà détaillé dans la partie précédente, l’impact de l’évaluation de couverture est loin d’être négligeable. Compte tenu de l’objectif des réseaux de capteurs de surveiller une zone donnée, les résultats fournis dans la suite du document sont obtenus à partir d’une évaluation de couverture prenant en compte les

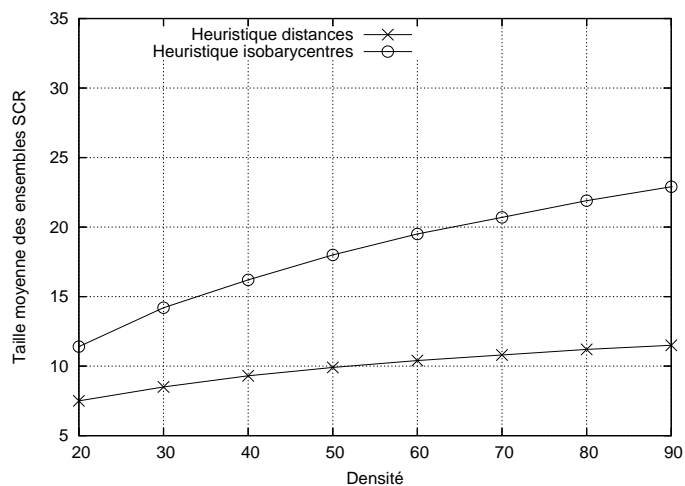


FIG. 3.8 – Avantage de l’heuristique des distances sur celle des isobarycentres. L’évaluation de la couverture tient compte de la zone de déploiement.

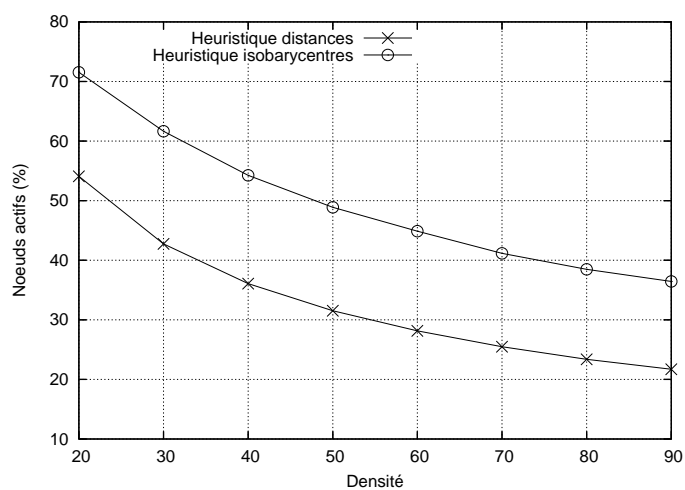


FIG. 3.9 – Nœuds actifs (%) en fonction de la densité. L’évaluation de la couverture ne tient pas compte de la zone de déploiement.

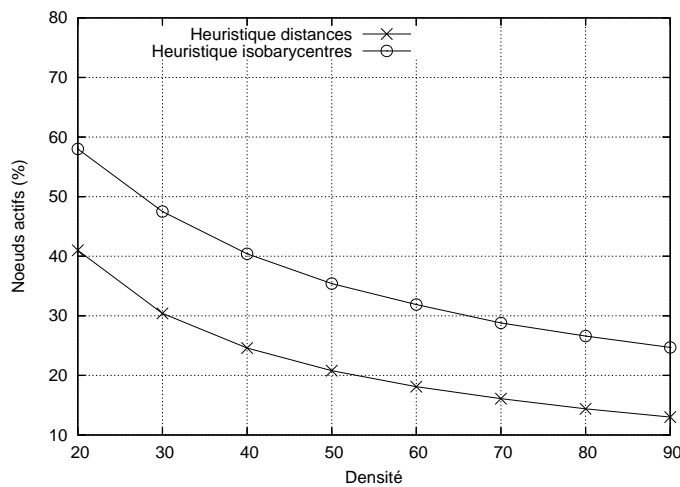


FIG. 3.10 – Nœuds actifs (%) en fonction de la densité. L'évaluation de la couverture tient compte de la zone de déploiement.

bordures de la zone de déploiement.

3.1.6 Conclusions sur SCR-CADS

Le protocole que nous venons de présenter permet de construire des ensembles dominants connectés couvrants. La connexité est inhérente à la décision d'activité et donc fortement liée à la sélection des relais SCR. Celle-ci, optimisée, permet à SCR-CADS de largement réduire le nombre de nœuds actifs. De plus, l'emploi d'une méthode d'évaluation de couverture prenant en compte les bordures de la surface de déploiement évite une sollicitation permanente des nœuds situés en bordure de zone.

Néanmoins, nous terminerons par soulever une critique concernant le coût induit par les messages nécessaires à l'algorithme. Ici, la phase de découverte de voisinage requiert exactement un message par nœud. Il en est de même pour la phase de calcul des ensembles SCR qui se termine par l'envoi de ces derniers aux voisins de communication directs. Deux messages par nœud sont donc nécessaires à SCR-CADS pour la construction d'un ensemble dominant. Nous nous sommes ensuite orientés vers une solution économique en messages, dans le but d'épargner au maximum le module radio. Enfin, si la connexité était ici inhérente à la sélection des relais et à la décision d'activité, nous verrons qu'il est nécessaire d'utiliser un critère supplémentaire de façon à la préserver.

3.2 Un protocole affranchi de découverte de voisinage

Dans cette deuxième partie, nous proposons un protocole de couverture de surface sans découverte de voisinage *a priori*. La connaissance s'acquiert au fur et à mesure des décisions d'activité des voisins à un saut, réduisant le nombre de messages envoyés par chaque nœud. Cette solution a été déclinée sous plusieurs formes, chacune faisant appel à une combinaison spécifique de messages d'activité. Nous montrerons comment cette solution permet de conserver la couverture totale ainsi que la connexité tout en réduisant considérablement les besoins en

communications.

3.2.1 Principe

L'approche totalement localisée que nous privilégions à présent est de diminuer les coûts énergétiques inhérents aux communications en s'affranchissant d'une découverte *a priori* de voisinage. De la même façon qu'un mécanisme d'élimination de voisins (NES dans la littérature pour *Neighbor Elimination Scheme* [58, 49]), chaque nœud choisit un temps d'attente et écoute les messages transmis par les autres nœuds jusqu'à ce que ce temps n'expire. Une fois ce temps écoulé, les capteurs dont la surface de surveillance n'est pas totalement couverte décident de demeurer actifs pour la période d'activité courante. Ils transmettent un message *positif* pour l'annoncer. Les nœuds couverts décident d'économiser leur énergie en passant en mode passif et peuvent ou non envoyer un message *négalif* annonçant cette non activité à ces voisins. Nous verrons comment une telle information peut alors être exploitée. Une fois sa décision prise, un nœud u peut également être amené à reconsidérer son statut à la suite d'annonces d'activité ultérieures. Si de nouveaux voisins de u se sont manifestés, le couvrant alors totalement, u peut modifier son statut et prévenir les autres nœuds de son changement d'avis. Il envoie pour ce faire un message de *retrait*. Nous avons élaboré quatre variantes, dépendant de l'émission de messages *négalifs* ou de *retrait*. Nous avons comparé ces solutions à l'un des meilleurs protocoles localisés connus, [61], qui se base sur une connaissance complète du voisinage, acquise durant une première phase, suivie d'un mécanisme de retrait pour les nœuds couverts lors d'une seconde. L'objectif est de montrer qu'il est possible de largement diminuer le nombre de nœuds actifs tout en réduisant considérablement le nombre de messages nécessaires à chaque décision.

3.2.2 La décision d'activité

Retarder la décision

Lorsqu'une période d'activité débute, chaque nœud sélectionne un temps d'attente et évalue sa couverture une fois ce temps écoulé. L'analyse et les résultats fournis utilisent un temps obtenu à partir d'une fonction d'aléa. Nous verrons que cette fonction pourrait faire l'objet d'une étude plus approfondie et permettre d'accroître davantage les économies d'énergie. Nous ferons également l'hypothèse que ce temps d'attente est unique. Autrement dit, deux nœuds distincts décideront à des moments différents, évitant ainsi les décisions simultanées. Là encore, nous verrons ultérieurement que ce choix peut être remis en cause et nous en analyserons alors les conséquences.

Prendre la décision

Chaque décision doit être prise en tenant compte de la couverture de surface et de la connexité de l'ensemble des nœuds actifs. Tout mécanisme d'évaluation présenté dans la partie 2.3 peut être employé par un nœud pour s'assurer de sa couverture. Dès lors, un nœud ne peut devenir passif que s'il est couvert par les voisins qu'il connaît. Concernant la connexité, lors de la conception de SCR-CADS, elle était inhérente à la sélection des relais. À présent, il nous faut ajouter un critère que chaque nœud devra combiner à son évaluation de couverture. Rappelons d'abord le théorème énoncé dans [71] qui, lorsque $2SR \leq CR$ nous assure de la connexité des nœuds actifs aussi longtemps que la couverture de surface est préservée. Pour tout autre rapport

entre les rayons de surveillance et de communication, nous avons ajouté un simple critère de connexité : un nœud ne peut devenir passif que si il est couvert *par un ensemble connecté de voisins*. La connaissance des positions et des rayons de transmission théoriques est suffisante pour évaluer la connexité du graphe formé par les voisins à l'aide de l'algorithme du plus court chemin de Dijkstra par exemple.

Nous distinguerons donc deux décisions d'activité différentes, en fonction du rapport entre les rayons de communication et de surveillance. Un nœud u ne peut devenir passif que si :

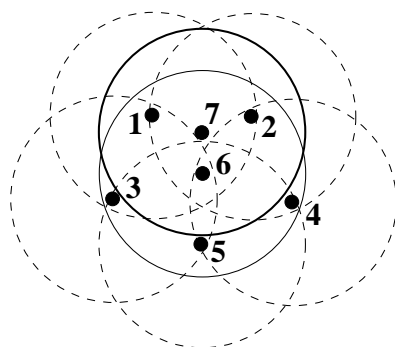
- lorsque $2SR \leq CR$, sa zone de surveillance $S(u)$ est totalement couverte par ses voisins, ou,
- lorsque $SR \leq CR < 2SR$, $S(u)$ est couverte par un ensemble *connecté* de voisins.

3.2.3 Annonce de la décision d'activité

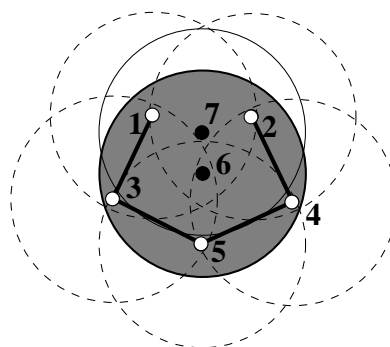
Après avoir choisi un état (actif ou passif), chaque nœud décide d'envoyer un message ou pas. Les messages contiennent la position exacte ainsi que le type du message. Nous proposons quatre nouveaux protocoles qui utilisent trois types de messages. Dans chacune des quatre variantes proposées, tout nœud u décidant d'être actif envoie un message *positif* de façon à ce que les nœuds aux alentours n'ayant pas encore décidé apprennent l'existence de u . Nous avons ensuite considéré l'envoi ou non d'un message *néгатif* (annonçant la décision d'être passif) ainsi que l'émission ou non d'un message dit de *retrait*.

Les annonces négatives

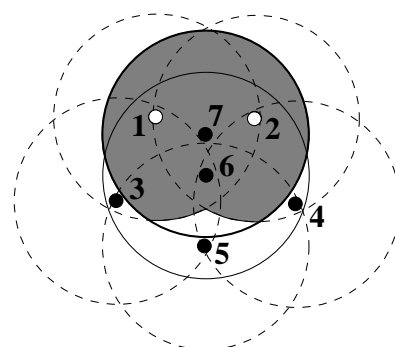
Portons tout d'abord notre attention sur les annonces négatives et sur leur apport potentiel. Dans un souci de lisibilité des schémas, nous supposons que les nœuds ont des surfaces de communication et de surveillance identiques ($SR = CR$). La figure 3.11(a) nous montre une configuration de sept nœuds dont les identifiants correspondent aux temps d'attente. Nous observons sur la figure 3.11(b) que les nœuds allant de 1 à 5 ont déjà décidé. Ils sont tous actifs car leurs zones ne sont pas couvertes. C'est à présent au tour de 6 d'évaluer sa couverture et de choisir son statut. Étant couvert par un ensemble couvrant connecté, il décide de devenir passif. Deux choix s'offrent alors à 6 : annoncer son état ou pas. S'il ne le fait pas, alors les nœuds voisins ne connaîtront pas son existence. On pourrait d'ailleurs s'interroger sur l'utilité réelle d'apprendre qu'il existe un nœud passif dans le voisinage. Néanmoins, le capteur 7 pourrait exploiter cette information. En effet, il se trouve que 7 ne connaît que les nœuds 1 et 2 et devrait ainsi décider d'être actif, croyant que seule la portion grisée est couverte (voir figure 3.11(c)). Une annonce négative de 6 lui permet de deviner qu'en réalité, la portion restante est également couverte, mais par des nœuds dont il n'est pas voisin directement. La figure 3.11(d) nous montre ainsi un nœud 6 annonçant son statut passif et permettant à son voisin 7 de savoir que la portion hachurée est couverte par des voisins à deux sauts (car voisins directs du voisin à un saut qu'est 6). Ainsi, les messages *positifs* et *néгатifs* sont porteurs de la même information, à savoir que la surface de surveillance du nœud émetteur est couverte, soit par un ensemble connecté (message *néгатif*), soit par le nœud émetteur lui-même (message *positif*).



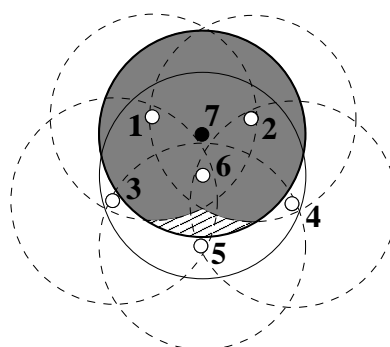
(a) Sept nœuds et leurs temps d'attente.



(b) Les cinq premiers nœuds ont déjà décidé. 6 est donc totalement couvert par un ensemble connecté.



(c) Le nœud 7 ne connaît que les nœuds 1 et 2.



(d) Une annonce négative de 6 informe 7 de la couverture de la zone hachurée.

FIG. 3.11 – L'apport des annonces négatives.

Les messages de retrait

La redondance induite par les seuls messages positifs ou négatifs risque d'être relativement élevée ; Les nœuds ne prennent en effet leur décision que sur la base d'un sous-ensemble de leur voisinage, ce qui augmente leur probabilité de devoir demeurer actifs. Les décisions ne sont en effet prises qu'une seule fois. Nous avons alors introduit la capacité pour chaque nœud de reconsidérer son statut lors des réceptions suivantes. Notons que ces évaluations ultérieures ont un coût particulièrement négligeable car les nœuds ayant décidé d'être actifs doivent de toute façon écouter, traiter et relayer les messages qu'ils perçoivent sur le canal. On ajoute alors uniquement un coût de calcul lié à l'évaluation de la couverture, ainsi que l'émission potentielle d'un message dit de *retrait* au cas où le nœud s'apercevrait ultérieurement qu'il est couvert.

Les protocoles proposés

En utilisant les différentes combinaisons de messages, nous avons proposé les quatre variantes suivantes :

- **Positif-seul**, désigné par *PO* (*Positive-only*) : seuls les nœuds qui ont décidé d'être actifs envoient un message *positif*.
- **Positif et Négatif**, désigné par *PN* : tout nœud envoie un message correspondant à sa décision, que ce soit celle d'être actif (message *positif*) ou passif (message *négatif*).
- **Positif et Retrait**, désigné par *PR* : les nœuds qui décident d'être actifs envoient un message *positif* tandis que les autres demeurent muets ; les nœuds actifs, cependant, peuvent ensuite recevoir des messages *positifs* de la part de nœuds ayant des temps d'attente plus longs. Ils peuvent alors décider de devenir passifs s'ils sont totalement couverts par un ensemble connecté ; de tels changements sont signifiés aux voisins à l'aide d'un message de *retrait*.
- **Positif, Négatif, et Retrait**, désigné par *PNR* : toutes les décisions initiales sont transmises (message *positif* ou *négatif*) ; Les nœuds ayant décidé d'être actifs peuvent ensuite reconsidérer leur choix et passer en mode passif en envoyant un message de *retrait*. Notons cependant que ce changement ne saurait être motivé par des messages *négatifs* émis par des voisins avec un temps d'attente plus long. Les annonces négatives sont porteuses d'information lors de la décision initiale puisqu'elles informent de voisins à deux sauts ayant décidé plus tôt. Néanmoins, une partie d'entre elles, formulées postérieurement à la décision d'un nœud u et pouvant donc être justifiées par l'activité préalablement annoncée de ce même nœud u , doit être ignorée. En résumé, lors de la première décision, tous les messages sont utilisés tandis que lors des évaluations ultérieures, seuls les messages *positifs* (diminués de ceux qui se sont depuis retirés) sont pris en compte.

Chaque message contient la position du nœud ainsi que sa décision. Du point de vue de l'implémentation, la décision ne requiert au plus qu'un bit dans le message, *PO* n'en nécessitant aucun (le message seul fait office d'annonce positive). Si un nœud u envoie un *retrait*, alors le message peut être considéré comme une annonce négative par tout voisin v de u n'ayant pas encore décidé. En effet, le retrait de u est motivé par des nœuds de $N(u)$ n'appartenant pas nécessairement à $N(v)$. Si le temps d'attente de v est déjà écoulé alors il ne peut pas exploiter cette information puisque le retrait de u se fait peut-être grâce à v lui-même.

Par simplicité, nous supposons qu'initialement, les messages sont transmis à l'issue d'un délai aléatoire sans que des envois simultanés ou des collisions ne soient possibles. Les temps d'attente dépendent d'entiers aléatoires correspondant au nombre d'intervalles de temps durant

lesquels le nœud devra patienter avant que son message ne soit envoyé. S'il est évident qu'un tel mode d'accès puisse conduire à des collisions et donc à des pertes d'information, il est également une raison supplémentaire pour tendre vers des protocoles utilisant aussi peu de messages que possible.

3.2.4 Résultats expérimentaux

Nous utiliserons différents rayons de surveillance afin d'observer le comportement des algorithmes, suivant que l'emploi de notre critère de connexité est nécessaire ($SR = 10$ pour avoir $SR \leq CR < 2SR$) ou pas ($SR = 4$ pour vérifier $2SR \leq CR$). Nous avons comparé nos protocoles avec une solution mixte : l'algorithme originalement décrit par Tian et Georganas [61] puis modifié par Jiang et Dou [36] (voir partie 2.4) a été enrichi du critère de connexité de façon à effectuer une comparaison équitable, quelque soit la valeur du ratio SR/CR . Cette algorithme sera noté TGJD dans le reste du document.

La préservation de la connexité

La règle de décision, enrichie du critère de connexité, permet à nos protocoles, ainsi qu'à TGJD, de préserver la connexité de l'ensemble des nœuds actifs, et ce, quel que soit le rapport entre SR et CR . Nous avons calculé le nombre de topologies connectées et avons obtenu sans surprise un taux de 100%, pour différents ratios SR/CR .

La couverture de surface

Nous avons mesuré la couverture fournie par chacun des algorithmes. Comme détaillé précédemment, la méthode d'évaluation de la couverture prend en compte les bordures de cette zone de façon à ce que les résultats présentés puissent refléter au mieux la dynamique du réseau. En toute logique, chaque protocole permet de maintenir un ensemble de nœuds actifs couvrant une zone équivalente à celle couverte par la totalité des capteurs.

Les nœuds actifs

Les figures 3.12 et 3.13 représentent les pourcentages moyens de nœuds actifs induits par TGJD et nos quatre variantes pour deux ratios SR/CR . Lorsque $2SR \leq CR$, à densité 60, TGJD implique 20.1% de nœuds actifs, suivi par PNR et PR avec 21.7%, et PO et PN avec 34.3%. On remarque alors que l'utilisation des messages négatifs est sans aucune importance, PN et PNR générant respectivement autant de nœuds actifs que PO et PR. Nous avons pourtant vu qu'une annonce négative était porteuse d'information et donc censée diminuer le nombre de nœuds actifs. En réalité, ce résultat est logique.

Une information négative provient d'un nœud v déclarant qu'il est couvert. Un nœud récepteur u considère par conséquent que la totalité de la zone surveillée par v est couverte, même s'il n'est pas voisin direct des voisins de v assurant cette couverture. Or, lorsque $2SR \leq CR$, les voisins de v couvrant une partie de la zone $S(u) \cap S(v)$ sont nécessairement à portée de u . Le cas extrême consisterait en $S(u) \cap S(v)$ réduite à un point (avec $2SR = CR$, $S(u)$ et $S(v)$ étant des disques adjacents). Si ce point est couvert par un voisin w de v , alors w est au plus à $SR(u) + SR(v)$ de u , les trois nœuds u , v et w étant alignés. Ici, $SR(u) = SR(v)$ et donc la distance

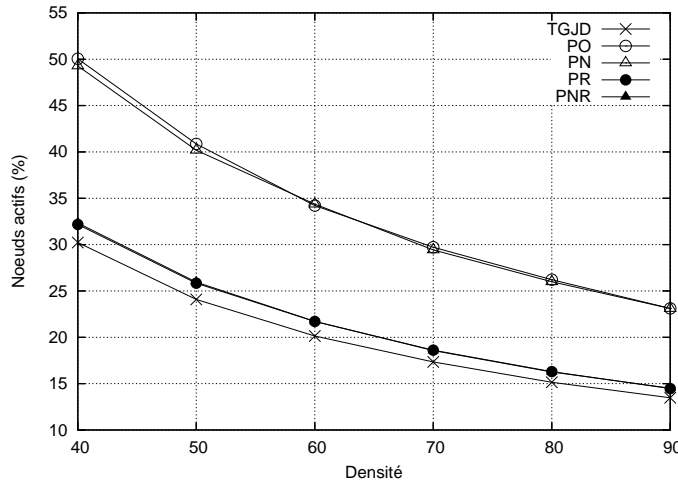


FIG. 3.12 – Lorsque $2SR \leq CR$, les messages *negatifs* ne sont porteurs d’aucune information. PR et PNR induisent donc des proportions de nœuds actifs identiques. Elles rivalisent avec TGJD.

qui sépare u et w est au plus égale à $2SR$. Comme $2SR \leq CR$, u et w sont donc voisins directs : les messages *negatifs* ne sont plus d’aucune utilité.

En revanche, lorsque $SR = CR$, ils en ont une (voir figure 3.13). On remarque qu’à densité 50, TGJD produit 10% de nœuds actifs et PNR rivalise parfaitement avec 10.6%. Viennent ensuite PR avec 12.9%, PN avec 15.5% et PO avec 19.2%. Deux de nos protocoles sont donc très proches de TGJD. Il s’agit là d’un résultat particulièrement intéressant étant donné que TGJD repose sur une connaissance complète du voisinage contrairement à PO, PN, PR ou PNR. Cette plus large connaissance s’acquiert grâce à davantage de messages de contrôle. Nous finirons cette partie en comparant les algorithmes sur ce point.

Nombre de messages requis par les protocoles

Le nombre de messages émis par un nœud peut être formulé en fonction de l’algorithme utilisé. Soit N le nombre de capteurs déployés, A le nombre de nœuds actifs et S le nombre de capteurs passifs. Nous avons $N = A + S$.

La phase de découverte de voisinage de TGJD [61] requiert N messages *hello* au total. Ensuite, durant la période des *retraits*, tous les nœuds décidant d’être passifs doivent émettre un message : ils sont au nombre de S . Le total de messages nécessaires à TGJD est donc de $N + S$.

Nos variantes PO et PN utilisent respectivement A et $A + S = N$ messages au total, ce qui est bien inférieur à la consommation théorique de TGJD. En notant R le nombre de nœuds qui décident de changer d’avis et de se retirer, nous avons PR et PNR qui génèrent $A + R$ et $N + R$ messages respectivement. Parmi nos protocoles, la variante nécessitant le plus de messages est donc PNR avec $N + R$. Par rapport à TGJD, nous devrions consommer beaucoup moins de messages, puisque R est normalement bien inférieur à S .

La phase de découverte de voisinage est particulièrement coûteuse car elle nécessite un message par nœud. Néanmoins, même si nous ne comptons pas cette phase, la phase de décision d’activité de TGJD requiert ensuite S messages de *retrait*. En effet, tout nœud décidant d’être passif doit le signaler à son voisinage pour permettre la mise à jour des tables de voisinage.

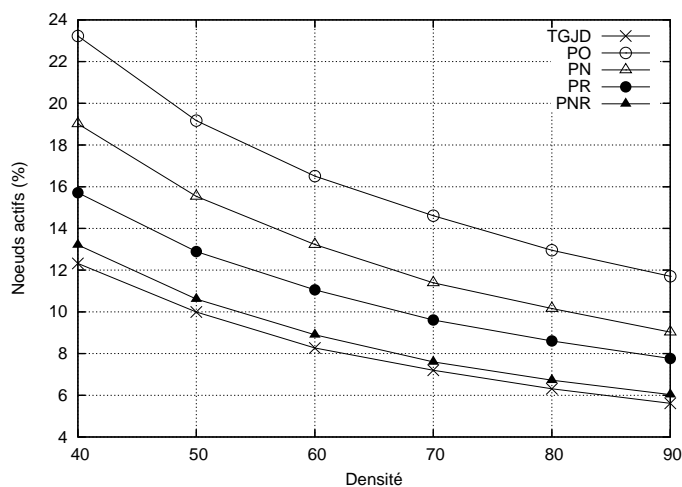


FIG. 3.13 – Lorsque $SR = CR$, les messages *negatifs* apportent de l'information. Ils permettent à PNR d'être hautement compétitif avec TGJD.

Or nous avons vu que lorsque la densité augmente, la proportion de nœuds passifs augmente également, entraînant alors toujours plus de messages. Nous avons ainsi observé l'augmentation avec la densité du nombre de messages émis par nœud en moyenne lors de l'utilisation de TGJD. La figure 3.14 montre que, lorsque $2SR \leq CR$, ce nombre passe de 1.7 à densité 40 à 1.86 à densité 90).

Nos variantes fonctionnent à l'inverse de TGJD et consomment bien moins de messages. Aucune phase de découverte de voisinage n'est requise et le nombre de messages d'activité est réduit lorsque la densité augmente. En effet, la proportion de nœuds actifs diminue avec la densité, que ce soit pour PO, PN, PR ou PNR. La figure 3.15 nous montre que, lorsque $SR = CR$, PO requiert seulement 0.23 message par nœud à densité 40, ce chiffre diminuant jusqu'à atteindre 0.12 à densité 90. Les variantes avec retraits utilisent plus de messages mais jamais plus de 1.1 messages par nœud (PNR à densité 40 lorsque $SR = CR$).

L'économie en termes de communications requises par nos protocoles est donc sans comparaison avec TGJD. PNR peut ainsi rivaliser avec TGJD sur le plan de la proportion de nœuds actifs (6% à densité 90 pour PNR contre 5.6% avec TGJD) tout en réduisant quasiment de moitié le nombre de messages requis (1.94 messages par nœud pour TGJD contre seulement 1 pour PNR qui est pourtant notre variante nécessitant le plus de messages). De plus, au fur et à mesure de l'augmentation de la densité, moins de communications sont nécessaires avec nos variantes, ce qui nous permet d'affirmer que notre protocole supporterait aisément le passage à l'échelle.

3.2.5 Améliorations possibles

Diverses améliorations peuvent être apportées aux protocoles présentés. Différentes fonctions de calcul du temps d'attente pourraient ainsi être considérées. Un temps d'attente inversement proportionnel au niveau d'énergie restant permettrait aux nœuds les plus faibles de décider tardivement, maximisant ainsi leurs chances de conserver leur énergie en devenant passifs. Nous pourrions également envisager de faire dépendre le temps d'attente de la taille de la surface non couverte. Les nœuds n'ayant qu'une petite partie non couverte de leur zone de surveillance pourraient ainsi repousser la décision d'activité et augmenter la probabilité de voir cette zone

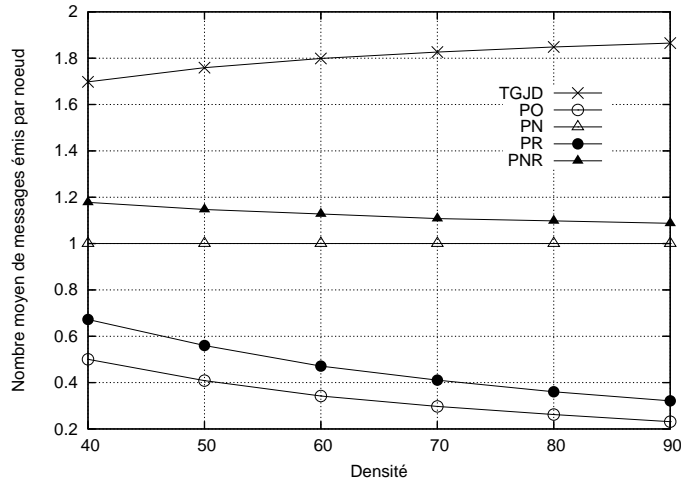


FIG. 3.14 – Un total d'émissions élevé et croissant pour TGJD. La consommation de messages de nos variantes est faible et décroît avec la densité ($2SR \leq CR$).

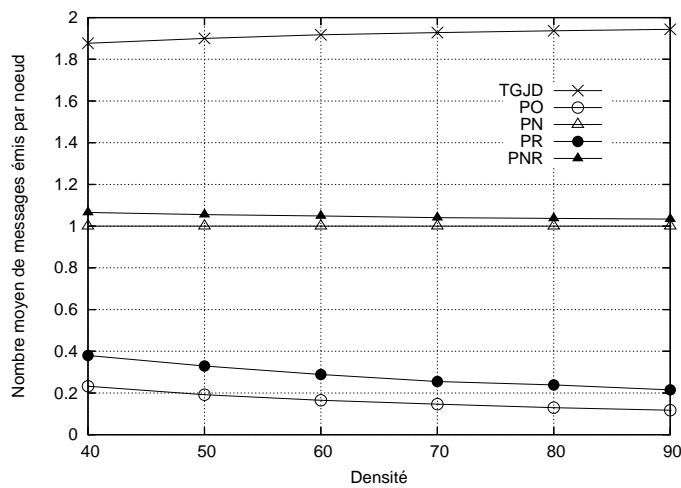


FIG. 3.15 – Lorsque $SR = CR$, PR et PNR ne nécessitent que sensiblement plus de messages que leurs équivalents sans retraits PO et PN.

couverte. Ce type d'optimisations a déjà été exploré pour le calcul des priorités lors de l'application du mécanisme d'élimination de voisins (NES [58, 49]) et c'est pourquoi nous ne nous sommes pas engagés dans cette voie.

Durant l'attente d'expiration du temps choisi, chaque nœud reçoit les décisions prises par ceux ayant tiré un temps plus court. Les positions et les décisions sont alors mémorisées et utilisées à la fin du temps d'attente pour évaluer la couverture et prendre la décision appropriée. Dans des réseaux denses, ce processus oblige à conserver de nombreux messages, notamment lorsque les annonces négatives sont utilisées. Les protocoles présentés ici peuvent être précisés. Lors des réceptions de messages, les nœuds peuvent régulièrement évaluer leur couverture sans attendre la fin du temps d'attente. Ainsi, s'ils sont couverts, ils peuvent décider d'être passifs immédiatement, le module radio n'étant plus sollicité durant la période restante. Si PN ou PNR est utilisé, il faut cependant attendre la fin du temps d'attente pour envoyer le message *néгатif*. Si la zone de surveillance n'est toujours pas couverte complètement par les voisins alors le nœud peut répéter son évaluation un peu plus tard, toujours sans attendre la fin du temps d'attente.

Enfin, nous n'avons présenté ici que des réseaux composés de nœuds homogènes. Par homogènes nous entendons des rayons de communication et de surveillance identiques. Cette hypothèse peut être facilement relaxée. Comme expliqué dans la partie 2.3, la majorité des mécanismes d'évaluation de couverture sont indifférents à l'hétérogénéité des rayons de surveillance. En revanche, il est une contrainte pour le nœud évaluant la couverture qui est de connaître les rayons de surveillance respectifs de ses voisins. Concernant les rayons de communication, ils peuvent également être hétérogènes. Notre protocole ne requiert pas la symétrie des liens de communication car il ne repose que sur des annonces et non sur des échanges. Là encore, la seule contrainte est que les nœuds devant évaluer la connexité doivent connaître les rayons des voisins afin d'appliquer le critère de connexité.

3.2.6 Conclusion

Nous avons présenté quatre algorithmes localisés permettant de conserver la connexité et la couverture de surface. Après avoir adapté l'une des meilleures solutions existantes, nous avons vu que nos protocoles pouvaient rivaliser en termes de nœuds actifs tout en réduisant considérablement le nombre de messages de contrôle nécessaires. La principale innovation de nos variantes est de mettre l'accent sur les annonces positives plutôt que sur les avertissements de retrait. L'algorithme avec lequel nous avons choisi de nous comparer est symptomatique des solutions s'appuyant sur des schémas classiques pour résoudre un problème semblable à d'autres déjà résolus. Le contexte des réseaux de capteurs nous impose cependant de travailler à la réduction des sources de consommation d'énergie lors de la conception des protocoles. Par exemple, il était ici inutile de collecter des informations de voisinage pour ensuite les remettre en question sur réceptions de messages de retrait. En introduisant un critère de connexité permettant de maintenir l'ensemble des nœuds actifs connectés, nous avons pu adapter TGJD et montrer que l'étude des réseaux de capteurs pouvait ne pas nécessairement se cantonner au cas $2SR \leq CR$. Nos variantes assurent ainsi une couverture totale, par des ensembles connectés de taille rivalisant avec TGJD, quel que soit le rapport entre les rayons de communication et de surveillance. Il est important de noter enfin que, grâce à l'emploi de nos critères de couverture et de connexité, il est possible d'utiliser nos variantes dans des réseaux hétérogènes même si les résultats fournis ici ne se rapportent qu'à des topologies homogènes.

L'idée de ne reposer que sur des informations positives nous a permis de proposer un point

de vue original sur le problème de la couverture de surface. De plus, notre travail sur les annonces négatives et les messages de retrait nous a permis de réduire davantage la redondance de nœuds actifs, initialement inévitable étant donnée la sous-connaissance du voisinage. Enrichir nos protocoles d'une conservation de la connexité nous a enfin permis de proposer une solution localisée simple à deux problèmes indissociables à nos yeux : la couverture de surface par des ensembles connectés.

3.3 Conclusion générale

Notre démarche a été de proposer des solutions au problème de la couverture de surface par des ensembles connectés qui soient simples, localisées et efficaces en terme d'énergie consommée. En réduisant le nombre de nœuds actifs et le nombre de messages nécessaires à la prise de décision, nous pensons avoir atteint cet objectif. Il s'agissait également dans [21, 22] de proposer une étude dépassant le simple cadre du ratio $CR/SR \geq 2$, en employant notamment un critère de connexité indépendant du rapport entre les rayons de surveillance et de communication.

Nous récapitulons dans le tableau 3.1 les résultats obtenus par les différents protocoles proposés et étudiés dans ce chapitre pour les densités 40, 60 et 80, lorsque la couverture est évaluée en tenant compte des bordures de zone (les résultats de SCR-CADS sont ceux obtenus en utilisant l'heuristique des distances). La couverture de surface et la connexité étant toujours préservées par les algorithmes étudiés, nous y rappelons la proportion de nœuds actifs et le nombre moyen de messages nécessaires pour chaque capteur.

Si tous ces protocoles préservent la couverture de zone à l'aide d'ensembles connectés, quel que soit le rapport entre les rayons SR et CR , la multitude d'applications envisagées pour les réseaux de capteurs nous laisse à penser qu'une plus grande flexibilité de la part des protocoles sera nécessaire. Alors que nous n'avons proposé ici que des algorithmes assurant une couverture simple de la zone, nous allons voir dans le chapitre suivant les différentes solutions qui s'offrent à nous pour étendre et adapter ces solutions à la couverture multiple : tout point physique ne doit plus seulement être couvert par au moins un capteur, mais par plusieurs.

Protocole	Densité	Nœuds actifs (%)	Nombre de messages par nœud
$2SR \leq CR$			
<i>TGJD</i>	40	30.2	1.7
	60	20.1	1.8
	80	15.1	1.9
<i>SCR-CADS</i>	40	64.2	2.0
	60	55.9	2.0
	80	52.5	2.0
<i>PO</i>	40	50	0.5
	60	34.2	0.34
	80	26.2	0.26
<i>PN</i>	40	49.3	1.0
	60	34.4	1.0
	80	26	1.0
<i>PR</i>	40	32.2	0.67
	60	21.7	0.47
	80	16.3	0.36
<i>PNR</i>	40	32.3	1.18
	60	21.7	1.12
	80	16.3	1.1
$SR = CR$			
<i>TGJD</i>	40	12.3	1.87
	60	8.3	1.91
	80	6.3	1.93
<i>SCR-CADS</i>	40	24.6	2.0
	60	18.1	2.0
	80	14.4	2.0
<i>PO</i>	40	23.2	0.23
	60	16.5	0.16
	80	12.9	0.13
<i>PN</i>	40	19	1.0
	60	13.2	1.0
	80	10.1	1.0
<i>PR</i>	40	15.7	0.38
	60	11.1	0.29
	80	8.6	0.24
<i>PNR</i>	40	13.2	1.06
	60	8.9	1.05
	80	6.7	1.04

TAB. 3.1 – Tableau récapitulatif.

Quatrième Chapitre

COUVERTURE MULTIPLE

« One day Alice came to a fork in the road and saw a Cheshire cat in a tree. Which road do I take ? she asked. Where do you want to go ? was his response. I don't know, Alice answered. Then, said the cat, it doesn't matter. »

Lewis Carroll,
Alice's Adventures in Wonderland.

Après avoir étudié la couverture de surface simple, nous allons voir dans ce chapitre les différentes façons de concevoir et d'adapter des algorithmes pour fournir de la couverture multiple. Il s'agit d'assurer que tout point de la surface de déploiement soit couvert par un certain nombre de capteurs, noté k . La k -couverture peut être employée pour accroître la précision des relevés ou pour diminuer les risques de fausses alertes. Nous décrivons dans ce chapitre les différents points de vue sur cette problématique et détaillons l'adaptation des contributions décrites dans le chapitre précédent. Nous montrerons qu'il est aisé de généraliser nos solutions à la k -couverture et d'obtenir des protocoles d'autant plus adaptatifs et configurables.

4.1 Les enjeux de la couverture multiple

Nous avons déjà évoqué le rôle primordial que revêt l'ordonnancement d'activité dans un réseau de capteurs. La consommation d'énergie est équilibrée parmi les capteurs en profitant de la redondance induite par un déploiement aléatoire. Des nœuds sont actifs, surveillant la zone et relayant les messages de collecte de données pendant que d'autres économisent leur énergie dans un mode passif. Les protocoles de couverture de surface ont jusqu'à présent été décrits selon un besoin de couverture simple. La couverture multiple consiste en une redondance accrue de nœuds actifs permettant la surveillance de chaque point de la zone par plusieurs capteurs. Les applications des réseaux de capteurs sont nombreuses et variées. Il est donc impératif de proposer des protocoles d'ordonnancement d'activité configurables et adaptables. Par exemple, la pertinence des relevés dépend du nombre de nœuds qui les corroborent ; Le degré de pertinence des relevés de collecte atteignant un puits pourrait dépendre de ce nombre. De même, il devrait être possible de limiter le nombre de fausses alertes en augmentant le nombre de nœuds susceptibles de les déclencher. Lorsque seuls quelques capteurs s'alarment au milieu d'autres restant muets, le processus d'alerte pourrait ne pas être déclenché. Pour toutes ces raisons, il est indispensable de pouvoir agir sur le degré de couverture assuré par les nœuds actifs. C'est pourquoi nous avons souhaité étudier, étendre et adapter des protocoles pour la k -couverture.

Commençons par définir la couverture multiple, ou plutôt précisons les différents moyens de l'obtenir. Alors que certaines solutions visent à garantir que chaque point physique soit surveillé par au moins k capteurs actifs, d'autres tendent à construire k ensembles disjoints, chacun assurant une couverture simple de la zone. Ces deux approches seront détaillées ultérieurement dans ce chapitre. Rappelons que la couverture de la zone doit être maintenue par des ensembles connectés et qu'il est possible d'assurer, lorsque $2SR \leq CR$, que la k -couverture est une condition suffisante à la k -connexité [62] (voir partie 2.4.4). Lorsque ces conditions ne sont pas réunies, comment assurer la k -connexité ? Doit-il s'agir de celle de l'ensemble des nœuds actifs ou de celles des différents sous-ensembles couvrants ? Nous verrons là encore comment et dans quelles mesures couverture et connexité peuvent être conservées.

Il faut souligner que considérer les problèmes de couverture et de connexité comme un problème unifié est relativement rare parmi les travaux existants dans la littérature, que ce soit pour la couverture simple ou pour la couverture multiple. La démarche entamée dans le chapitre précédent est ici poursuivie et nous avons souhaité éviter de dissocier ces deux problématiques.

Beaucoup de solutions se sont attachées à résoudre le problème de la couverture simple. Nous proposons ici différentes généralisations et adaptations de nos protocoles dans le but de garantir la couverture de surface multiple par des ensembles de nœuds connectés.

4.2 Extension des notations et définitions

Commençons par étendre l'ensemble de notations décrit dans la partie 2.1. Rappelons que la zone de couverture d'un nœud u est modélisée de la façon suivante :

$$S(u) = \{p \mid d(u, p) \leq SR(u)\}, \quad (4.1)$$

avec p un point physique de la zone de déploiement, $d(u, p)$ la distance euclidienne entre u et p et $SR(u)$ le rayon de surveillance théorique du capteur u . Soit une zone A sur laquelle sont déployés des capteurs formant un ensemble V :

$$A_{\text{couverte}} \Leftrightarrow \forall p \in A, \exists v \in V \mid p \in S(v), \quad (4.2)$$

v étant un nœud actif et V étant l'ensemble des nœuds du réseau. À présent, une zone A est dite k -couverte si un ensemble de capteurs est capable de la surveiller k fois : tout point physique de A doit appartenir à la zone de surveillance d'au moins k capteurs différents.

Définition 3. Une zone est dite k -couverte si tout point p est à portée d'observation d'au moins k capteurs actifs.

$$A_{k\text{-couverte}} \Leftrightarrow \forall p \in A, \|\{v \in V \mid p \in S(v)\}\| \geq k, \quad (4.3)$$

Nous nous référerons à cette définition en parlant de k -couverture plate. Nous verrons que cette méthode permet d'adapter tout protocole s'appuyant sur une évaluation locale de la couverture lors de la prise de décision d'activité par un nœud. Une définition plus stricte est que la k -couverture consiste en k sous-ensembles disjoints couvrants, composés de nœuds actifs uniquement, aussi appelés couches d'activité et notés C_i :

Définition 4. Une zone est dite k -couverte s'il existe k ensembles disjoints de nœuds actifs, chacun couvrant la zone une fois.

$$A_{k\text{-couverte}} \Leftrightarrow \|\{C_i \mid S(C_i) \supseteq A\}\| \geq k \wedge \forall i \neq j, C_i \cap C_j = \emptyset. \quad (4.4)$$

Nous nous référerons à cette définition en tant que k -couverture par couches.

Dorénavant, lorsque le problème de la k -couverture plate est adressé, un nœud u ne peut être passif que si $S(u)_{k\text{-couverte}}$. Cette règle peut de nouveau être augmentée d'un critère de connexité de l'ensemble des nœuds actifs ; Tout nœud u ne peut décider d'être passif que si $S(u)$ est totalement k -couverte (selon la définition 3) par un ensemble *connecté* de voisins. Nous supposons ici que les messages échangés par les nœuds contiennent leur position et leur rayon de communication théorique, permettant ainsi aux nœuds d'évaluer la connexité de l'ensemble des voisins.

Notons que résoudre le problème de la k -couverture par couche implique nécessairement la résolution du problème de la k -couverture plate ; chacun des k nœuds surveillant chaque point appartient à une couche d'activité différente. Cependant, assurer que tout point soit couvert par k capteurs (approche plate) n'implique pas la couverture multiple par k ensembles disjoints (approche par couches). Autrement dit, la surface peut être k -couverte sans qu'on puisse pour autant extraire k ensembles disjoints de capteurs actifs. La figure 4.1(a) illustre ceci. Le nœud

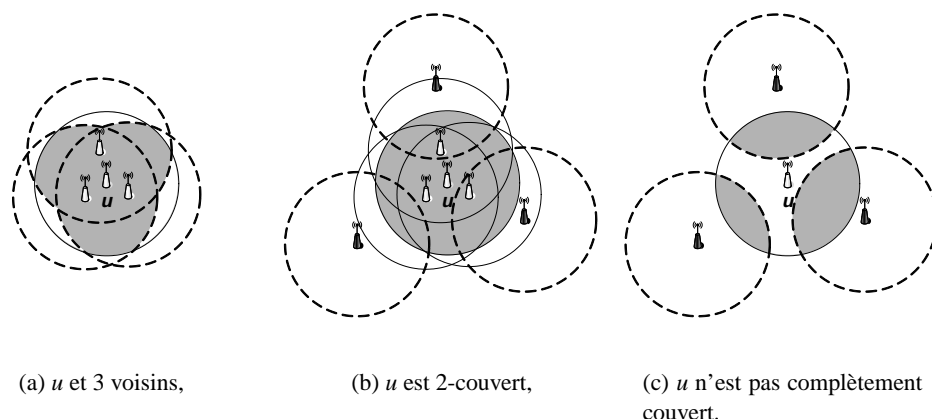


FIG. 4.1 – Une zone k -couverte peut ne pas être couverte par k ensembles distincts.

u y est d'abord couvert par un ensemble de 3 nœuds. Tout point de la partie grisée de $S(u)$ est couvert par au moins deux voisins tandis que les parties blanches ne sont couvertes que par un seul. La figure 4.1(b) montre que de nouveaux voisins peuvent apparaître (les nœuds noirs) afin d'assurer la 2-couverture complète de u . Cependant, trouver deux ensembles disjoints couvrant chacun $S(u)$ est impossible, l'ensemble composé des nœuds noirs étant incapable de couvrir $S(u)$ (voir figure 4.1(c)).

Nous allons voir dans la suite de ce chapitre les différentes façons d'assurer la couverture multiple et comment la connexité peut être envisagée sous diverses formes.

4.3 La k -couverture plate

La couverture multiple plate a pour objectif de construire un ensemble couvrant de nœuds actifs, tel que chaque point physique de la zone de déploiement des capteurs soit couvert par au moins k nœuds actifs. Cette définition est l'une des plus simples à appliquer pour l'adaptation de protocoles existants. En effet, il s'agit simplement de modifier le mécanisme d'évaluation de la couverture, à condition bien sûr que la décision d'activité prise par le protocole s'appuie sur cette évaluation. Nous avons vu dans le chapitre précédent, avec les algorithmes TGJD, PO, PN, PR et PNR, que tout nœud devait s'assurer de la couverture de sa zone de surveillance par des voisins avant de pouvoir s'éteindre. Il nous suffit d'étendre ce principe pour assurer la couverture multiple. À présent, un nœud ne peut être passif que si chaque point obtenu par la méthode d'évaluation (un point de la grille, aléatoire ou d'intersection) est couvert par au moins k voisins. Autrement dit, le paramètre de couverture multiple conditionnera la méthode d'évaluation de couverture (voir section 2.3.4). Nous pouvons dès lors adapter presque tout protocole de couverture de surface s'appuyant sur une évaluation de la zone de couverture des nœuds lors de la décision d'activité.

Avant d'évaluer nos protocoles, nous avons voulu obtenir la probabilité de k -couverture d'une zone lors du déploiement aléatoire d'une topologie de densité donnée. On observe sur la figure 4.2 la probabilité de k -couverture en fonction de la densité du réseau lorsque $SR = CR$, pour k allant de 1 à 6. Nous nous référerons par la suite à ces données afin d'évaluer l'efficacité de nos protocoles. Par exemple, lorsque le réseau a une densité de 30, les probabilités d'obtenir

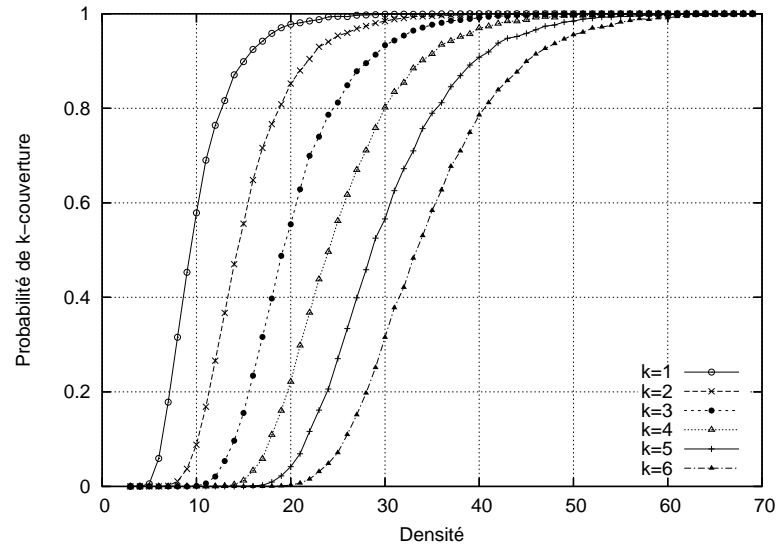


FIG. 4.2 – Probabilité de k -couverture fournie par une topologie aléatoire en fonction de sa densité.

une topologie aléatoire assurant la k -couverture, sont approximativement de 1 pour $k \in \{1, 2\}$, de 0.9 pour $k = 3$, de 0.8 pour $k = 4$, de 0.6 pour $k = 5$ et de 0.3 pour $k = 6$.

4.3.1 Couverture multiple

Les topologies conservées pour la simulation sont k -couvrantes et connectées. Dès lors, comme pour la couverture simple, nos algorithmes sont logiquement capables de conserver ces propriétés.

4.3.2 Pourcentage de nœuds actifs

Intéressons-nous maintenant aux proportions de nœuds actifs nécessaires au maintien de la k -couverture, représentées sur les figures 4.3, 4.4 et 4.5. Pour $k = 3$, on observe sur la figure 4.4 que PO, PN, PR et PNR impliquent respectivement 38.1%, 30.5%, 29.5% et 23.7% de nœuds actifs à densité 50. À densité 50, ce sont 763 capteurs qui sont déployés. On peut alors en déduire le nombre de nœuds actifs et par conséquent leur densité. Pour $k = 3$, le tableau 4.1 collecte les densités de nœuds actifs obtenues par chaque protocole et donne la probabilité de 3-couverture pour une topologie aléatoire de densité identique (voir figure 4.2).

Encore une fois, PNR est la variante qui permet de réduire le plus le nombre de nœuds actifs. Les nœuds qui l'utilisent sont ceux qui ont la plus grande connaissance de leur voisinage, du fait des messages positifs et négatifs. De plus, les messages de retrait permettent de réduire davantage la densité de nœuds actifs, par rapport à PN par exemple. PNR nous permet ainsi d'obtenir des densités de nœuds actifs pour lesquelles les chances de 3-couvrir la zone si elles étaient déployées aléatoirement sont inférieures à 75%. Notons que, par rapport aux proportions obtenues avec la couverture simple, nous n'avons pas multiplié par k le nombre de nœuds actifs. Ceci s'explique par la redondance inévitable due au caractère localisé de nos approches. Déjà avec la couverture simple, des parties de la zone étaient k -couverte.

Protocole	Nombre moyen de nœuds actifs	Densité de nœuds actifs (d)	Probabilité de 3-couverture pour une topologie aléatoire de densité d
PO	291	37	0.98
PN	233	29	0.91
PR	225	28	0.89
PNR	181	23	0.73

TAB. 4.1 – Nœuds actifs nécessaires à la 3-couverture. La densité initiale est de 50 nœuds par zone de communication.

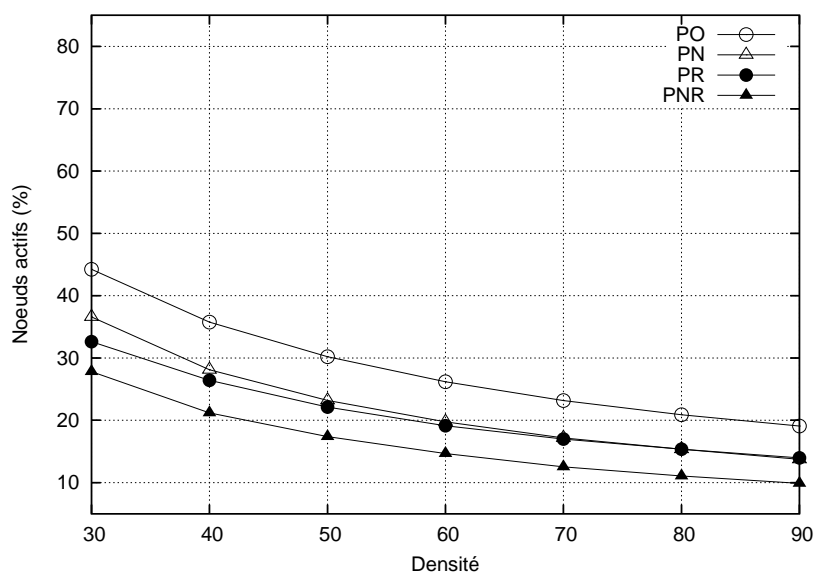


FIG. 4.3 – Nœuds actifs (%) nécessaires à la 2-couverture en fonction de la densité.

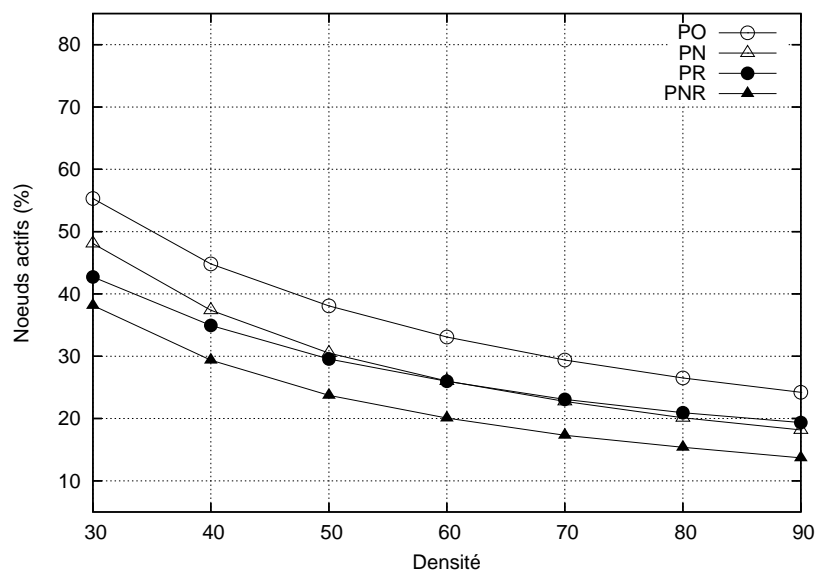


FIG. 4.4 – Nœuds actifs (%) nécessaires à la 3-couverture en fonction de la densité.

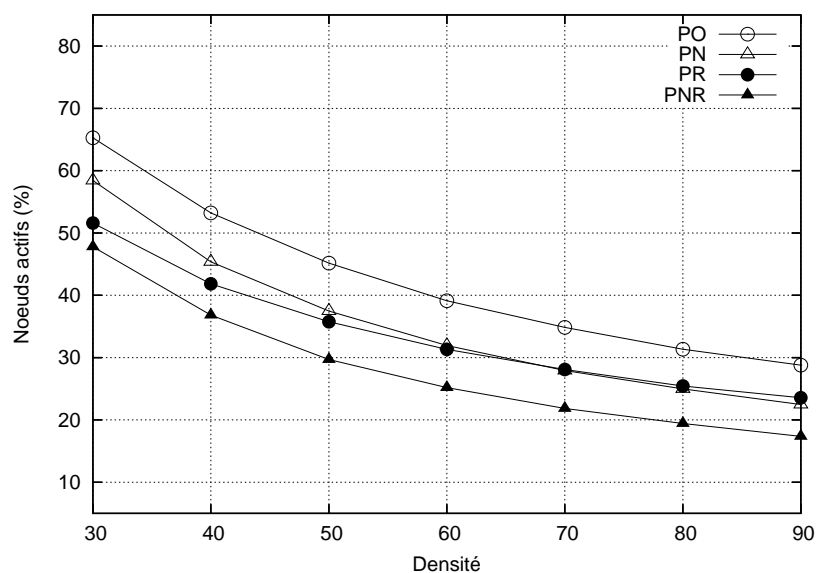


FIG. 4.5 – Nœuds actifs (%) nécessaires à la 4-couverture en fonction de la densité.

4.3.3 Connexité de l'ensemble des nœuds actifs

Comme c'était déjà le cas avec la couverture simple, la connexité est toujours préservée par nos variantes PO, PN, PR et PNR. Elle l'est d'autant plus facilement que les proportions de nœuds actifs sont largement supérieures à celles observées dans la partie 3.2.4. Néanmoins, il est difficile de la caractériser plus finement à moins d'engager des calculs bien plus complexes. Il serait intéressant, par exemple, d'assurer que la liaison multi-sauts entre deux nœuds du réseau puisse se faire à l'aide de k chemins disjoints, fournissant ainsi de la k -connexité. Certes, la k -connexité est nécessairement préservée dès que la zone est k -couverte et que $2SR \leq CR$. Mais si ce rapport entre les rayons de communication et de surveillance n'est pas maintenu, la k -connexité ne peut être garantie. Notons de plus que l'emploi d'une telle hypothèse proscriit l'usage de nœuds hétérogènes.

C'est pourquoi nous avons de nouveau considéré le problème de la connexité sans le conditionner au ratio SR/CR . Nous avons déjà montré qu'il était aisé de garantir la connexité à l'aide d'un simple critère combiné au mécanisme d'évaluation de la couverture de zone. Ici, la connexité de l'ensemble des nœuds actifs est assurée de la même façon qu'elle l'était pour la couverture simple. Il est cependant impossible de savoir si les topologies construites sont k -connexes ou non. Voyons à présent l'adaptation de nos protocoles à la couverture multiple par couches et les possibilités d'analyse offertes par cette méthode.

4.4 La couverture multiple à l'aide de couches d'activité

La couverture multiple peut être fournie par plusieurs ensembles de nœuds actifs, chacun couvrant totalement la zone, comme détaillé dans la définition 4. Cette voie offre la possibilité de construire k ensembles couvrants, garantissant ainsi à la fois la k -couverture et permettant aussi de mieux caractériser la connexité du réseau, chose qu'il est difficile d'accomplir lorsque la k -couverture plate est considérée.

4.4.1 Principe

Les nœuds actifs doivent être organisés en couches d'activité (voir définition 4). La figure 4.6 montre trois ensembles de nœuds, chacun couvrant une fois la zone rectangulaire. La 3-couverture est donc assurée. Cette solution a l'avantage de pouvoir être appliquée à n'importe quel protocole et différentes adaptations peuvent être envisagées selon l'algorithme étudié.

La première est de partitionner aléatoirement le réseau en k sous-ensembles. Chaque nœud utilise un générateur aléatoire pour choisir la couche d'activité, comprise entre 1 et k , à laquelle il applique le protocole. Les messages de contrôle du protocole utilisé sont enrichis du numéro de couche, notée C_i . Les nœuds appartenant à C_i appliquent ensuite l'algorithme localisé de couverture simple en ignorant les messages comportant C_j avec $j \neq i$. Les k couches superposées assurent la k -couverture.

La seconde adaptation est de choisir une couche d'activité après avoir écouté les décisions prises par les voisins. Si k couches couvrantes peuvent être extraites du voisinage connu alors le nœud peut être passif. Dès lors, tout nœud devant demeurer actif décide de sa couche d'activité.

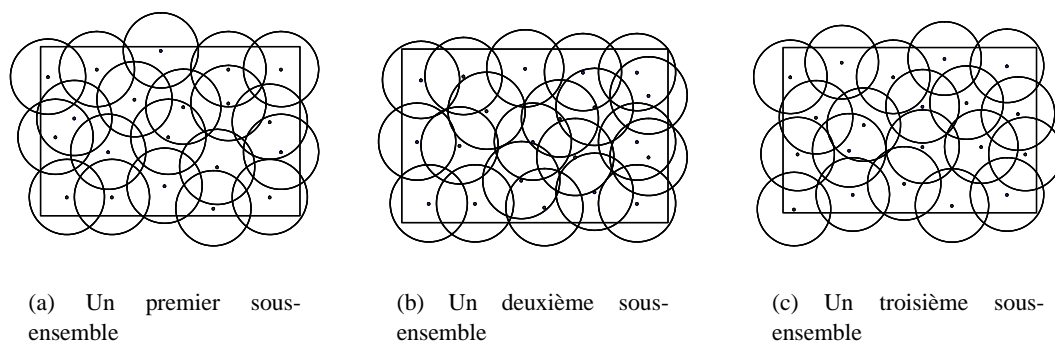


FIG. 4.6 – La couverture multiple par couches d'activité.

4.4.2 Choix aléatoire d'une couche d'activité

Nous avons appliqué la solution du partitionnement aléatoire au protocole SCR-CADS, qui ne fait pas partie des algorithmes dont l'évaluation de couverture et le processus de décision sont fortement couplés. Une sélection de relais y est opérée avant qu'une règle de décision ne soit appliquée. Étendre SCR-CADS à la couverture multiple plate en modifiant simplement l'outil d'évaluation de couverture s'est donc avéré impossible. C'est pourquoi nous utilisons cet algorithme pour illustrer l'adaptation à la couverture multiple en employant des couches d'activité. Lors de la phase de découverte de voisinage, un nœud u ayant choisi une couche d'activité C_i n'accepte que les messages *hello* contenant i comme numéro de couche. La même sélection est opérée lors du calcul des ensembles de relais (ce dernier est effectué à l'aide de l'heuristique des distances, cf. partie 3.1.3). Nous présentons et analysons les résultats obtenus en commençant par l'évaluation de la couverture multiple.

Couverture multiple

La figure 4.7 donne le pourcentage de topologies de nœuds actifs couvrant k fois la zone de déploiement en fonction de la densité initiale du réseau. On remarque alors que la k -couverture n'est jamais assurée à 100% mais que, logiquement, plus la densité augmente, plus le nombre de topologies k -couvrantes est élevé. Certes, lorsque des densités de plus de 50 nœuds par zone de communication sont simulées, entre 90 et 98% des topologies couvrent k fois la zone, mais le déterminisme a été perdu en raison de l'aléa introduit lors du choix de la couche d'activité. Les nœuds se sont partagés aléatoirement et chaque sous-ensemble a ensuite appliqué l'algorithme, les nœuds exploitant uniquement les messages des voisins de même identifiant de couche.

Pour évaluer plus précisément notre adaptation de SCR-CADS, nous avons calculé les surfaces couvertes par chacune des couches d'activité. Lorsque la 4-couverture est requise, ces dernières sont reportées sur la figure 4.8. On observe qu'à densité 30, aucune couche ne couvre totalement la zone. Il en est de même à densité 40 mais le niveau moyen de couverture est plus élevé. Les nœuds choisissent aléatoirement l'une des 4 couches d'activité mais lorsque la densité est trop faible, 4 sous-ensembles disjoints couvrant totalement la surface ne peuvent pas être extraits. Les nœuds s'étant répartis aléatoirement selon une loi uniforme, les couches sont homogènes et couvrent chacune une proportion semblable de la zone. Plus la densité augmente, plus le taux de couverture assuré par chaque couche s'améliore jusqu'à atteindre 100% lorsque

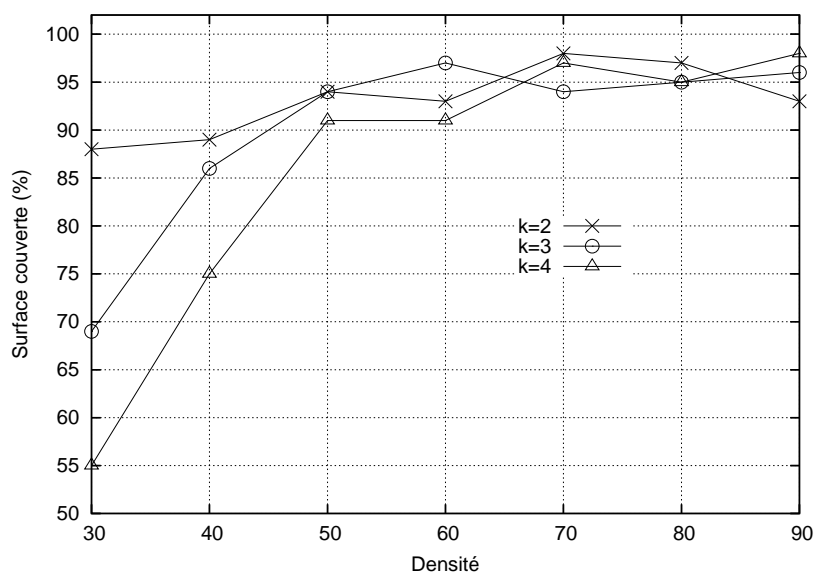


FIG. 4.7 – Le protocole SCR-CADS adapté ne peut pas toujours garantir une topologie k -couvrante, même pour des densités élevées.

la densité est suffisamment élevée (70 par exemple). Notons enfin qu'il s'agit ici de la couverture fournie par chaque couche C_i par rapport à la zone de déploiement et non par rapport à la zone couverte par la totalité des nœuds appartenant à C_i (cette dernière est d'ailleurs conservée par l'algorithme SCR-CADS, utilisé dans les mêmes conditions que celles observées dans le chapitre précédent).

Il est ici difficile de contrôler le comportement des nœuds. Le partitionnement aléatoire rend les résultats tributaires de la densité. Ainsi, pour $k = 4$ et une densité de 30 par exemple, la k -couverture ne peut pas être assurée. De plus, aucune couche ne couvre totalement la zone. Néanmoins l'apparition de trous de couverture est exclue. En effet, la couverture simple est toujours assurée. Imaginons qu'un point p de la zone de déploiement ne soit pas couvert à l'issue du déroulement de l'algorithme. Par hypothèse, il existe pourtant au moins un nœud u , capable de couvrir ce point puisque les topologies simulées couvrent initialement la zone. Supposons ce nœud u unique. Il a choisi une couche d'activité C_i . Dès lors, lorsque u a appliqué l'algorithme SCR-CADS avec les autres membres de la couche C_i , étant le seul à couvrir p , il a nécessairement été sélectionné comme relai par chacun de ses voisins, y compris celui à la priorité la plus faible. Il décide donc d'être actif. Notons que si u possède la priorité la plus faible du voisinage alors il demeure actif de la même façon. Quelle que soit la façon dont le choix de couche est opéré, la couverture simple est donc toujours assurée.

Nœuds actifs

La figure 4.9 donne les pourcentages de nœuds actifs obtenus pour différents niveaux de couverture requis. Lorsque $k = 3$, on obtient entre 63 et 38% de nœuds actifs aux densités respectives de 30 et 90. Plus k est élevé, plus la proportion de nœuds actifs l'est logiquement. Lorsque la densité augmente, cette proportion diminue comme nous l'avons observé lors des études précédentes.

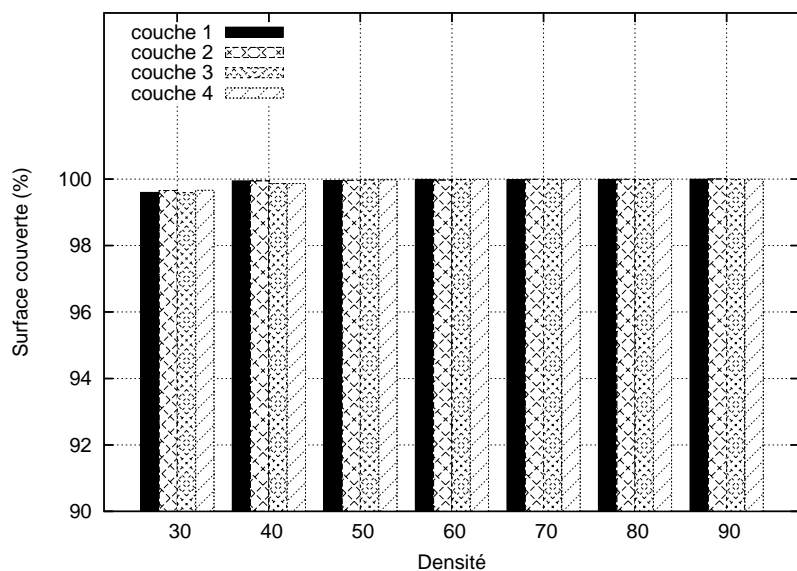


FIG. 4.8 – Couverture fournie par chaque couche d'activité avec le protocole SCR-CADS adapté. Le degré de couverture requis k est égal à 4.

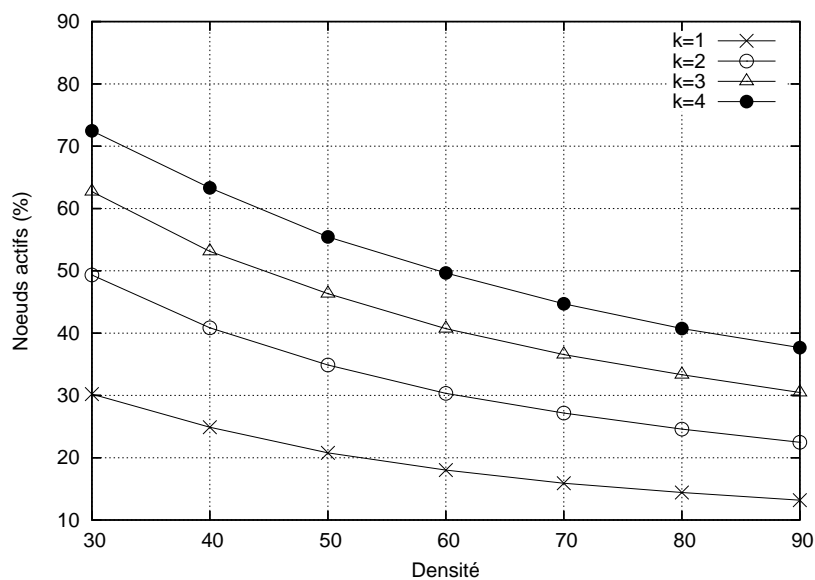


FIG. 4.9 – Nœuds actifs (%) nécessaires avec le protocole SCR-CADS adapté.

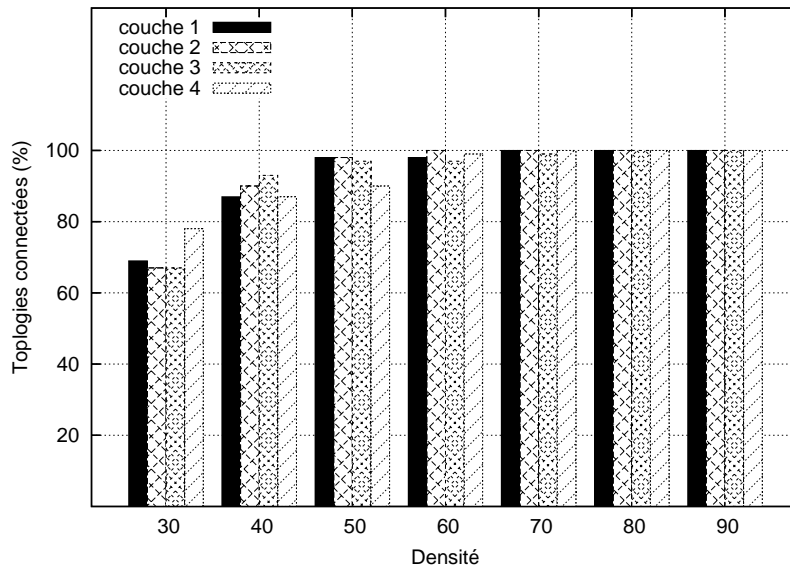


FIG. 4.10 – Connexité de chaque couche (%) avec le protocole SCR-CADS adapté.

Globalement, le nombre de nœuds actifs impliqués est plus élevé que lorsque nous avons adapté nos algorithmes à la k -couverture plate. Certes, lorsque la couverture simple est requise, le protocole SCR-CADS générerait déjà plus de nœuds que les variantes PO, PN, PR ou PNR. Cependant, la contrainte est ici plus forte car il s'agit de construire k sous-ensembles connectés et couvrants au lieu d'une topologie connectée k -couvrante. Il est donc normal que l'adaptation de SCR-CADS génère davantage de nœuds actifs. Elle en génère d'ailleurs logiquement k fois plus ; chaque couche doit couvrir la zone une fois.

Connexité du réseau

Nous pouvons à présent observer plus précisément la connexité des nœuds actifs. Alors qu'avec la k -couverture plate, nous ne pouvions tirer d'autre conclusion que la connexité de l'ensemble des nœuds, nous pouvons ici analyser la connexité de chaque couche d'activité. On observe sur la figure 4.10 la connexité de chaque couche en fonction de la densité lorsqu'un degré $k = 4$ de couverture multiple est requis.

De la densité 30 à la densité 70, il existe toujours une déficience, qui reste homogène sur les 4 couches du fait de la répartition aléatoire des nœuds. Ainsi, quelle que soit la couche observée à densité 30, entre 60 et 80% seulement sont connectées. De la même façon que pour le degré de couverture fourni, les couches d'activité ne sont pas nécessairement connectées à l'origine. La faculté de SCR-CADS à conserver la connexité d'un ensemble initialement connecté n'est donc pas remise en cause ici.

Nous avons adapté un algorithme existant, SCR-CADS, à la couverture multiple par couches d'activité. Fonctionnant selon un processus de décision différent de la majorité des protocoles existants, il était difficile d'étendre son mécanisme d'évaluation de couverture à la k -couverture. Nous avons donc utilisé une méthode simple : partitionner aléatoirement le réseau en k couches disjointes. Sous certaines conditions, ce choix aléatoire d'une couche d'activité et l'application du protocole de couverture simple par les nœuds de chaque couche, suffisent à fournir de la

couverture multiple.

Les couches d'activité sont homogènes, du fait de la distribution aléatoire et uniforme des nœuds, mais souffrent toutes de défaut de couverture ou de connexité. Avec des densités trop faibles par rapport au k requis, les couches constituées de cette façon ne sont pas nécessairement couvrantes ni connectées. L'inconvénient de cette méthode de partitionnement aléatoire est qu'elle ne permet pas d'avoir des garanties sur le niveau de couverture des couches. Nous proposons maintenant une deuxième méthode de choix de la couche d'activité, dite adaptative.

4.4.3 Choix adaptatif d'une couche d'activité

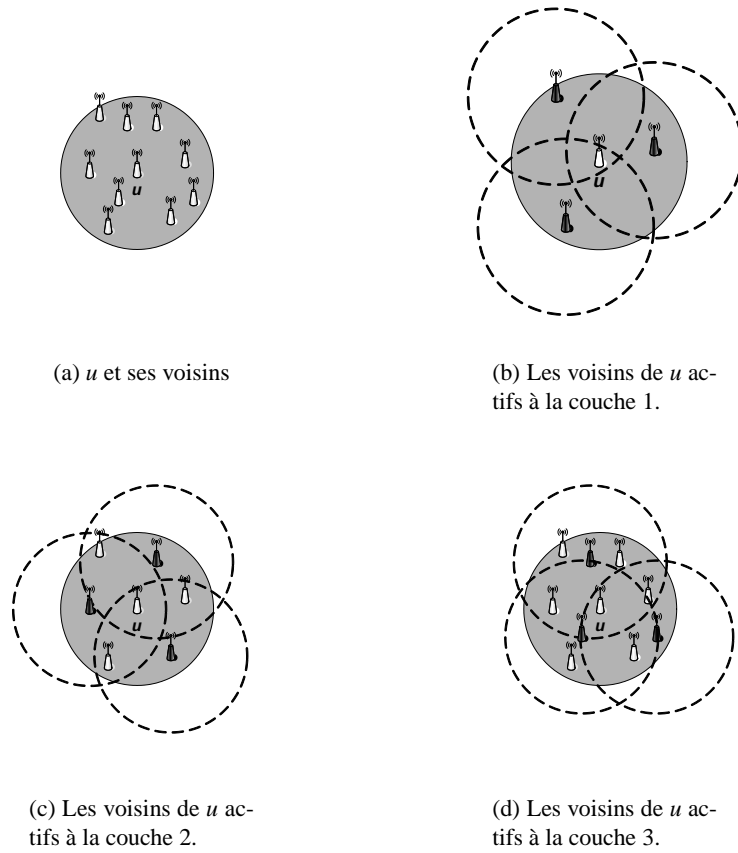
Nous détaillons dans cette partie le choix adaptatif d'une couche d'activité permettant d'atteindre un certain niveau de couverture multiple même lorsque de faibles densités sont observées. Les protocoles initialement décrits dans la partie 3.2 sont ici étendus pour assurer la k -couverture à l'aide de k ensembles disjoints connectés de nœuds actifs.

Principe

Dans la partie précédente, l'inconvénient majeur est qu'il est impossible de garantir un certain niveau de k -couverture. Nous proposons ici de baser la décision des nœuds sur une évaluation de la couverture fournie par chaque couche. Auparavant, les messages de contrôle en provenance de nœuds ayant des identifiants de couche différents étaient ignorés. À présent, ils sont exploités lors du processus de décision. Prenons comme cas d'application les variantes détaillées dans la partie 3.2.

Adaptation des variantes PO, PN, PR et PNR

Les protocoles PO, PN, PR et PNR se basent sur un temps d'attente. Chaque nœud écoute les messages d'activité et prend ensuite sa décision en temps voulu. Nous adaptons ces variantes à la k -couverture par couches et commençons par ajouter dans les messages d'activité un identifiant de couche C_i , noté i . Un nœud u peut ainsi trier ses voisins selon l'identifiant i inclus dans leurs messages respectifs. Lors de la prise de décision d'activité, u vérifie que les voisins appartenant à C_i couvrent $S(u)$ et sont connectés. Il débute cette évaluation par la couche C_1 , puis incrémente i . S'il existe au moins k sous-ensembles disjoints de $N(u)$ validant les critères de couverture et de connexité, alors $S(u)$ est couverte par k ensembles connectés et u peut devenir passif. Dans le cas contraire, u doit demeurer actif et doit choisir l'une des couches d'activité C_i ne vérifiant pas les critères. Ce choix peut être opéré de différentes manières, selon que l'on privilégie la couche fournissant actuellement le moins de couverture ou celle portant le plus petit identifiant. Il est évident que la deuxième solution est la moins coûteuse en calculs, car elle permet au nœud de stopper l'évaluation de couverture aussitôt qu'une couche est découverte comme étant non couvrante. Ce choix a un autre impact sur le protocole ; si les nœuds choisissaient d'être actifs à la couche la moins couverte, outre les calculs supplémentaires nécessaires à l'évaluation de la couverture fournie par chaque couche, les nœuds se partageraient équitablement entre les couches sans que celles-ci n'assurent pour autant la couverture totale de $S(u)$. En choisissant la deuxième solution, nous rendons le protocole adaptatif puisque la priorité est donnée aux couches de plus petit identifiant ; tant que, localement, une couche ne fournit pas de couverture totale, les nœuds restent actifs et choisissent cette couche. Une fois cette couche couvrante et

FIG. 4.11 – Les voisins de u appartiennent à des couches d'activité différentes.

connectée, ceux qui n'avaient pas encore décidé choisiront la couche supérieure s'ils doivent être actifs. Le processus suivi par un nœud u est illustré par la figure 4.11(a).

Le nœud u évalue d'abord la couverture fournie par l'ensemble des voisins de couche 1, notés C_1 (les nœuds noirs sur la figure 4.11(b)) ; $S(u) \supset S(C_1)$ et u évalue par conséquent la couverture assurée par la couche 2, notée C_2 (voir figure 4.11(c)). On observe alors que $S(u) \supset S(C_2)$, de même que $S(u) \supset S(C_3)$. Dès lors, u utilise le paramètre k pour décider de son activité. Si $k > 3$, alors u doit être actif à la couche 4 car il s'agit de la première couche non couverte. Si $k = 3$, alors u peut devenir passif.

Détaillons à présent l'adaptation des variantes PO, PN, PR et PNR. Dans tous les cas, si un nœud u décide d'être actif, il doit envoyer un message d'activité indiquant sa position et le numéro de la couche à laquelle il est actif (soit 4 dans l'exemple précédent). Ce choix peut toujours être reconsidéré suite à des réceptions ultérieures, l'amenant à être k -couvert. Il peut alors décider de devenir passif et doit envoyer alors un message de *retrait* pour informer ses voisins de son changement de statut. Enfin, si u est k -couvert alors il devient passif mais peut tout de même envoyer un message *négaatif* pour en informer ses voisins. Notons ici que ces messages sont toujours porteurs d'information ; ils informent de la k -couverture du nœud émetteur. Autrement dit, sur réception d'un message *négaatif* d'un nœud v , u devra considérer que les k_v premières couches d'activité couvrent la surface $S(v)$, k_v désignant le paramètre k du nœud v .

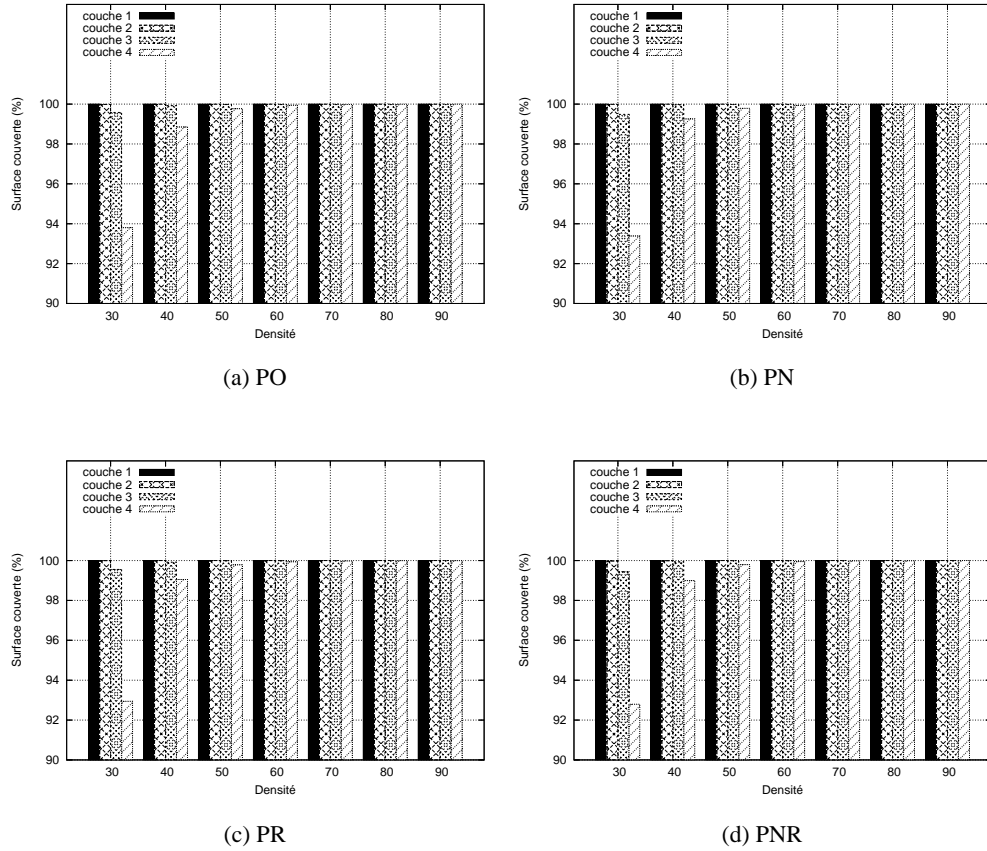


FIG. 4.12 – Nos approches adaptatives garantissent des couches couvrantes, même pour de faibles densités. Le degré de couverture requis, k , est égal à 4.

L'hétérogénéité du paramètre k peut par conséquent être envisagée. Le cas échéant, les nœuds doivent inclure le numéro de la couche d'activité sélectionnée ainsi que le niveau de couverture requis. Ainsi, sur réception d'un message *néga*tif, un nœud peut savoir combien de couches couvrent la portion du nœud émetteur. Néanmoins, dans la suite de cette partie, par souci de simplicité, nous n'évoquerons que des réseaux composés de nœuds homogènes selon le paramètre k . Analysons à présent les résultats obtenus par nos protocoles adaptés.

Couverture multiple

Lorsque les topologies initiales sont déployées, il est difficile de tester a priori qu'il est possible d'en extraire k sous-ensembles, chacun étant connecté et couvrant. Étendre nos variantes dans le but de fournir la couverture multiple de façon adaptative nous a permis de passer outre ce problème en supposant que, si la topologie ne permettait pas de construire k couches d'activité couvrantes et connectées, elle permettrait d'en avoir au moins n avec $n < k$. La figure 4.12 représente la couverture fournie par chaque couche d'activité en fonction de la densité, lorsque $k = 4$, pour chacune des variantes PO, PN, PR et PNR.

On observe que, grâce au choix adaptatif précédemment décrit, les couvertures fournies par

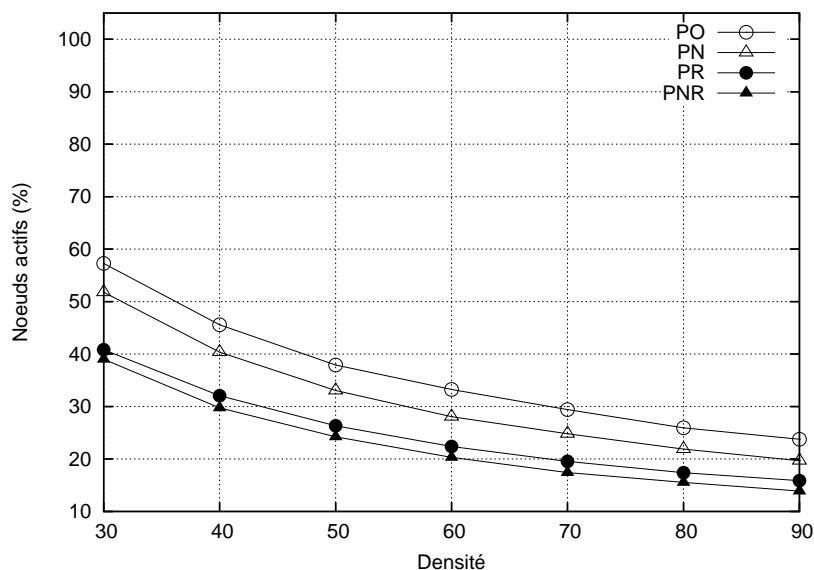


FIG. 4.13 – Nœuds actifs (%) nécessaires à la 2-couverture en fonction de la densité.

les couches d'activité décroissent avec l'identifiant. À densité 30, les deux premières couches couvrent totalement la zone, assurant de la 2-couverture, tandis que les couches 3 et 4 doivent attendre des densités plus élevées (60 par exemple) pour couvrir totalement la zone de déploiement. Nos protocoles adaptatifs ne dépendent pas d'un choix aléatoire et permettent par conséquent de conserver une certaine cohérence en terme de couverture multiple. Comme nous l'avons déjà évoqué, quel que soit le choix de couche opéré par les nœuds, la couverture simple est toujours assurée. Ici, le degré de couverture atteint est donc noté n , compris entre 1 et k .

Nœuds actifs

L'ordre des protocoles est toujours directement proportionnel au degré de connaissance du voisinage dont disposent les nœuds. Plus les variantes utilisent de messages, plus les nœuds construisent une table de voisinage représentative de leur environnement. Ainsi, PO générera toujours plus de nœuds actifs que PN, lui-même surclassé par PR et PNR respectivement. On peut d'ailleurs constater ici que ces deux dernières variantes sont très proches, quel que soit k (voir figure 4.13 pour $k = 2$, figure 4.14 pour $k = 3$ et figure 4.15 pour $k = 4$).

Plus ce dernier augmente plus PR et PNR sont proches. En réalité, on atteint ici le seuil d'inutilité des messages négatifs. Plus il est difficile d'atteindre k niveaux de couverture, moins les messages *negatifs* sont porteurs d'information. La possibilité de retrait est bien plus importante pour la réduction du nombre de nœuds actifs. Néanmoins, on observe une réduction de la proportion de nœuds actifs sensiblement moindre pour PNR par rapport à PR lorsque la densité augmente. On observe enfin que lorsque les densités sont trop faibles, près de 100% des nœuds décident d'être actifs. En raison de la nature décentralisée de nos approches, certains parviennent à devenir passifs car la k -couverture est assurée dans la région où ils se trouvent. Leur participation ne changerait donc rien aux taux de couverture relevés ici.

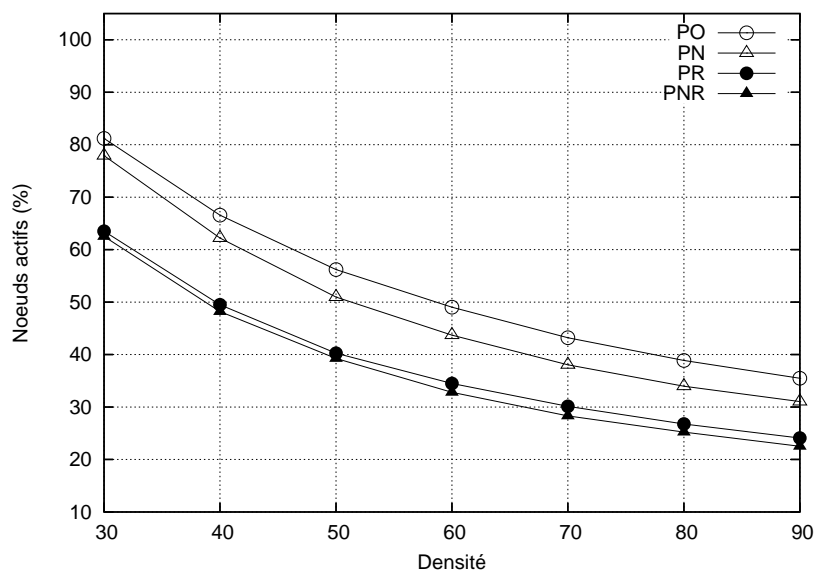


FIG. 4.14 – Nœuds actifs (%) nécessaires à la 3-couverture en fonction de la densité.

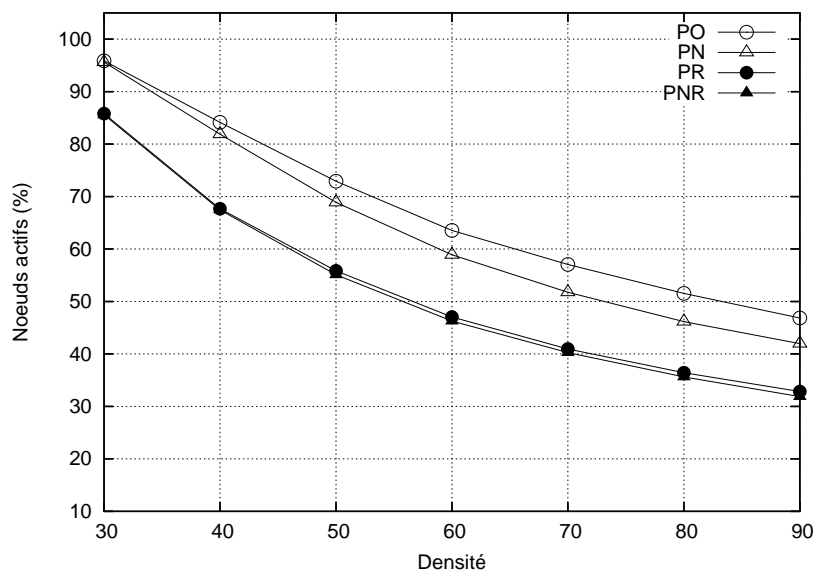


FIG. 4.15 – Nœuds actifs (%) nécessaires à la 4-couverture en fonction de la densité.

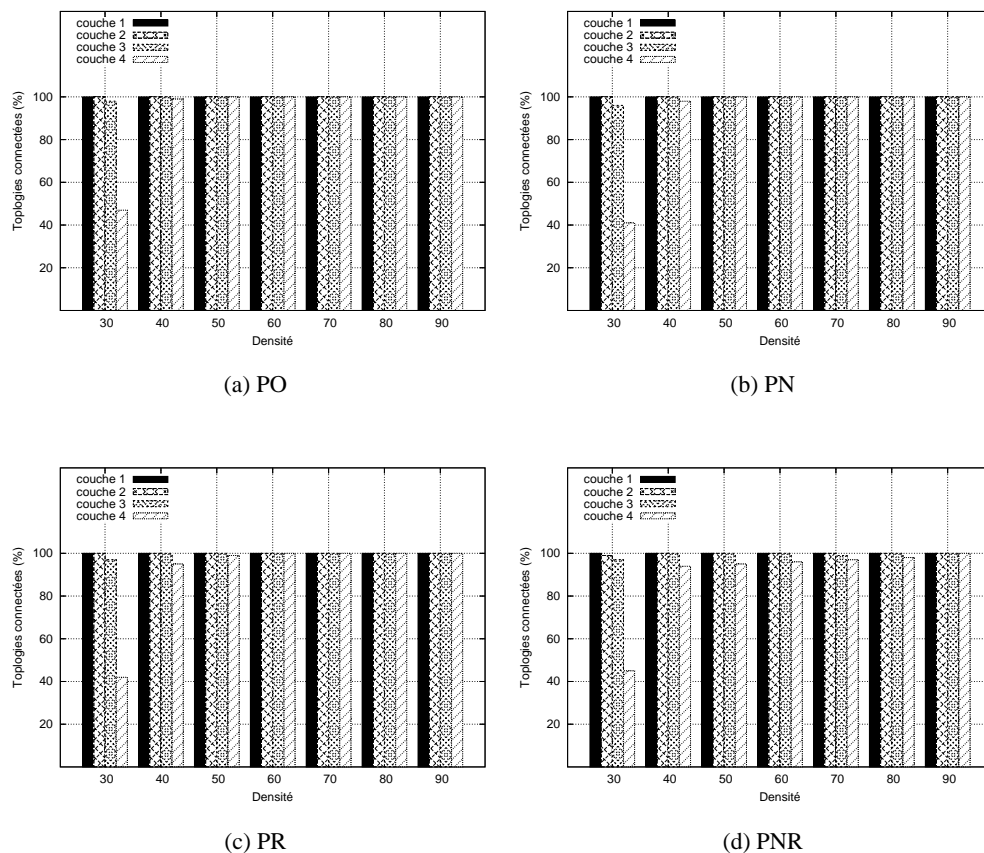


FIG. 4.16 – Nos approches adaptatives garantissent des couches connectées, même pour de faibles densités. Le degré de couverture requis, k , est égal à 4.

Connexité du réseau

Alors qu'il était impossible, avec la couverture multiple plate, de caractériser la connexité autrement que par son maintien sur l'ensemble des nœuds actifs, nous pouvons ici observer la connexité de chacune des couches. Si toutes étaient connectées, nous n'aurions pas pour autant de k -connexité au sens strict du terme, à savoir qu'entre deux nœuds, il existe k chemins dis-joints. Ici, il s'agit d'obtenir k paires de nœuds pouvant communiquer, la source et la destination appartenant à des régions distinctes de la zone. Grâce à notre protocole adaptatif, nous pouvons assurer la connexité d'un certain nombre de couches. On peut observer sur la figure 4.16 la connexité de chaque couche lorsqu'un degré de couverture égal à 4 est requis.

Lorsque les densités sont trop faibles (30 par exemple), les deux premières couches sont connectées tandis que les couches suivantes le sont plus rarement (plus de 95% tout de même pour la couche 3 tandis que la couche 4 n'est un ensemble connecté que dans 40% des cas).

4.5 Conclusion

Nous avons proposé dans ce chapitre divers mécanismes d'extension de protocoles de couverture de surface simple à la couverture multiple. Il s'agissait d'abord de définir les différents moyens d'obtenir la k -couverture, par modification de l'outil d'évaluation de la couverture pour certains algorithmes (k -couverture plate) ou par construction de k sous-ensembles couvrants (k -couverture par couches). Nous avons ensuite appliqué ces méthodes à nos propres algorithmes localisés. Les résultats expérimentaux ont exposé la baisse de la densité de nœuds actifs ainsi que la conservation de la couverture multiple, aussi longtemps qu'elle est initialement fournie par la totalité des nœuds. Lorsque la k -couverture par couches est envisagée, il est difficile d'assurer que k sous-ensembles couvrants puissent être construits initialement. Aussi, lorsque de trop faibles densités sont simulées, il n'est possible d'assurer la k -couverture que pour un faible pourcentage de topologies. Nous avons alors observé le comportement de protocoles avec deux constructions de couches différentes. La première vise à répartir aléatoirement les nœuds dans des couches d'activité au sein desquelles est appliqué un algorithme de couverture simple. Tout protocole peut être étendu selon cette méthode. Néanmoins, il est non seulement impossible d'assurer la k -couverture pour de faibles densités, lorsque k est trop élevé, mais il est également difficile d'assurer un degré de couverture i avec $i \leq k$. Quelle que soit la construction par couches appliquée, la couverture simple est toujours garantie mais lorsqu'un choix aléatoire de couche est combiné à un k trop élevé et à une densité trop faible, les nœuds se répartissent de façon homogène sur les couches sans qu'aucune ne puisse être connectée ou ne puisse fournir de couverture simple. Nous avons alors proposé un deuxième mode de construction de couches. Formulé de façon adaptative, le choix de la couche d'activité prend en compte les décisions précédentes des voisins de communication. Aucune couche i ne commence à être construite tant que la couche $i - 1$ ne remplit pas les critères de couverture et de connexité. Nous sommes ainsi parvenus à faire de nos protocoles de couverture simple des algorithmes adaptatifs et configurables dans le cadre de la couverture multiple.

Concernant la connexité, plusieurs travaux ont montré qu'assurer la k -couverture impliquait nécessairement le maintien de la k -connexité. Ceci n'est néanmoins valable que lorsque $2SR \leq CR$. Pour des ratios SR/CR différents, il est là encore difficile d'assurer qu'une topologie k -couvrante est k -connexe. Étant donné le contexte de réseau de capteurs, nous avons formulé différemment la notion de k -connexité. Pour nous, il s'agit d'assurer que deux régions de la zone sont reliables par k chemins disjoints. Étant donné qu'il existe k capteurs capables de surveiller chaque point de la zone, imposer la connexité de chaque couche d'activité nous a permis d'assurer que toute paire de points physiques étaient observables par k paires de nœuds distinctes et connectées. De la même façon que pour la k -couverture, il n'était pas possible d'assurer un certain niveau de connexité pour n'importe quelle densité. Alors que la répartition aléatoire a montré ses limites, les protocoles adaptatifs ont montré, qu'en plus de pouvoir assurer un certain degré de couverture, il étaient capables d'assurer le même niveau de connexité. L'ensemble de ces travaux est regroupé dans [16, 17, 18].

Enfin, l'hétérogénéité du paramètre k n'entraverait en rien le bon fonctionnement des protocoles. Il suffirait de l'inclure dans les messages d'activité afin que tout nœud connaisse le degré de couverture requis par chaque voisin. On obtiendrait ainsi des protocoles facilement configurables puisqu'il suffirait d'assigner à chaque capteur, ou à un sous-ensemble, un paramètre k , fonction de l'application.

Les protocoles que nous avons étudiés jusqu'à présent sont localisés. Ils reposent sur des

communications entre les nœuds au cours desquelles des informations relatives au fonctionnement de l'algorithme sont transmises. Jusqu'à présent, l'hypothèse d'un modèle physique reposant sur le disque unitaire nous a évité de considérer l'aléa du canal radio durant les communications. Dans le chapitre suivant, nous nous sommes intéressés à la reformulation de cette hypothèse.

Cinquième Chapitre

ROBUSTESSE DES PROTOCOLES DANS UN ENVIRONNEMENT RÉALISTE

« Anyway, I can try, anything, It's the same circle
that leads to nowhere. »

Yann Tiersen,
Monochrome.

Nous avons présenté un certain nombre de résultats, reposant sur des hypothèses couramment admises et employées mais pouvant néanmoins prêter à questionnement. Ces hypothèses de travail ont été reconsidérées dans le double but d'observer les protocoles sous de nouvelles conditions et d'en proposer une analyse plus approfondie, voire des modifications lorsque nécessaire. Nous étudions ici l'impact de modèles de communication plus réalistes sur les protocoles observés au cours des chapitres précédents. Jusqu'à présent, un disque était utilisé comme modèle de couche physique. Les nœuds potentiellement récepteurs d'un message sont définis par leur seule distance au nœud émetteur. Ce modèle du disque unitaire, appliqué lors de nos évaluations antérieures, ne tenait pas compte de l'aléa du canal radio et par conséquent de réceptions non déterministes. Pour étudier l'impact de couches physiques réalistes, il conviendra en premier lieu de s'accorder sur le niveau de réalisme à atteindre. Nous observerons ensuite les comportements des différents protocoles et verrons que certains ont une robustesse inhérente à leur mode de fonctionnement. D'autres nécessitent des ajustements, majeurs ou pas, selon les performances assurées suite à la remise en cause de nos hypothèses de travail.

5.1 Modélisation de la couche physique

Comme nous l'avons vu dans ce document, la représentation la plus courante d'un réseau sans fils est un graphe $G = (V, E)$, avec V l'ensemble des sommets (les nœuds du réseau) et $E \subseteq V^2$ l'ensemble des arêtes donnant les communications possibles : il existe une paire ordonnée $(u, v) \in E$ si le nœud u est physiquement capable de transmettre des messages à v . Rappelons que l'ensemble de voisins $N(u)$ d'un nœud u est défini par :

$$N(u) = \{v \in V \mid v \neq u \wedge (u, v) \in E\}. \quad (5.1)$$

Encore une fois, chaque capteur possède une portée de communication notée CR et il existe une arête $(u, v) \in E$ si et seulement si la distance entre u et v est inférieure ou égale à CR . Ainsi, étant donné un graphe $G = (V, E)$ et une portée de communication CR , le modèle du disque unitaire définit l'ensemble E des arêtes par :

$$E = \{(u, v) \in V^2 \mid u \neq v \wedge \text{dist}(u, v) \leq CR\}, \quad (5.2)$$

$\text{dist}(u, v)$ donnant la distance euclidienne entre u et v . Ce modèle, bien qu'étant très répandu, ne peut être considéré comme réaliste tant il repose sur des hypothèses fausses. La première de ces hypothèses est celle des liens déterministes ; Un lien de communication est soit parfait, tous les messages transitant d'un sommet à l'autre sans erreur, soit inexistant. Cette hypothèse combinée à celle selon laquelle la puissance du signal reçu ne dépend que de la distance entre l'émetteur et le récepteur sont les sources du modèle du disque unitaire. En réalité, un récepteur radio s'avère bien plus complexe et mériterait une modélisation plus fine pour appréhender pleinement les conséquences d'environnements réalistes sur le comportement des algorithmes de communication.

Les fluctuations aléatoires du signal radio, qui peuvent pourtant avoir un effet considérable sur les transmissions en raison des erreurs qu'elles génèrent dans les messages échangés, sont

ignorées et sacrifiées au nom de la simplicité du modèle. Il est pourtant facile de substituer au modèle déterministe un modèle probabiliste reflétant la probabilité de réception correcte d'un message en fonction des facteurs de l'environnement. Accordons nous tout d'abord sur la complexité du modèle à employer.

5.1.1 Quels facteurs considérer ?

Dans un premier temps, nous allons analyser la complexité d'un module radio et nous verrons ensuite comment tendre vers des modèles de couche physique simples, aisément substituables au disque unitaire.

La probabilité P_b de recevoir un bit sans erreur tend vers 0,5 pour une distance émetteur/récepteur tendant vers l'infini. En considérant qu'un paquet n'est correctement reçu que si la totalité des bits qui le composent l'est également, la probabilité de réception correcte d'un paquet de N bits est :

$$P_p = P_b^N. \quad (5.3)$$

La taille N étant connue, il nous faut évaluer P_b pour pouvoir calculer P_p . Cette probabilité P_b est celle de la réception sans erreur d'un bit de données. Or, le taux d'erreur d'une transmission est directement lié au rapport signal à bruit, noté SNR (pour *Signal to Noise Ratio*). Le signal est équivalent à l'énergie d'un bit reçu. Il existe en revanche différentes caractérisations du bruit. Commençons par caractériser l'énergie d'un bit reçu.

Lorsqu'un nœud u envoie un message à un nœud v , chaque bit transitant sur le medium qu'est l'air a une énergie, notée E_b . Cette énergie dépend autant du matériel employé que de l'environnement dans lequel se déroule la transmission. Ainsi, la distance entre u et v , notée d , doit toujours être considérée dans le modèle. On doit également tenir compte du coefficient d'atténuation du signal, noté α , qui dépend de l'environnement de u et v . Le matériel est quant à lui caractérisé par la puissance et la fréquence d'émission, le gain de l'antenne utilisée ainsi que l'amplificateur. Alors que la puissance d'émission est notée P_e , la fréquence, le gain et l'amplificateur sont couramment regroupés dans un seul paramètre, noté k . Tous ces paramètres sont ensuite utilisés pour formuler l'énergie d'un bit reçu de la façon suivante :

$$E_b = k \times P_e \times \frac{1}{d^\alpha}. \quad (5.4)$$

Passer de l'énergie du bit reçu à la probabilité de recevoir ce bit se fait en tenant compte du bruit introduit lors des communications. Le rapport signal à bruit SNR est calculé en divisant l'énergie d'un bit reçu par le bruit introduit :

$$SNR = \frac{E_b}{N_o}, \quad (5.5)$$

N_o représentant le bruit. Nous supposons ici un modèle de canal gaussien avec bruit blanc, noté AWGN (pour *Additive White Gaussian Noise*). Dès lors, la probabilité de réception d'un bit P_b , en fonction de son énergie, est formulée de la façon suivante :

$$P_b = 0,5 \times \text{erf}(k \times SNR), \quad (5.6)$$

où k est un paramètre dépendant de la modulation radio utilisée [64].

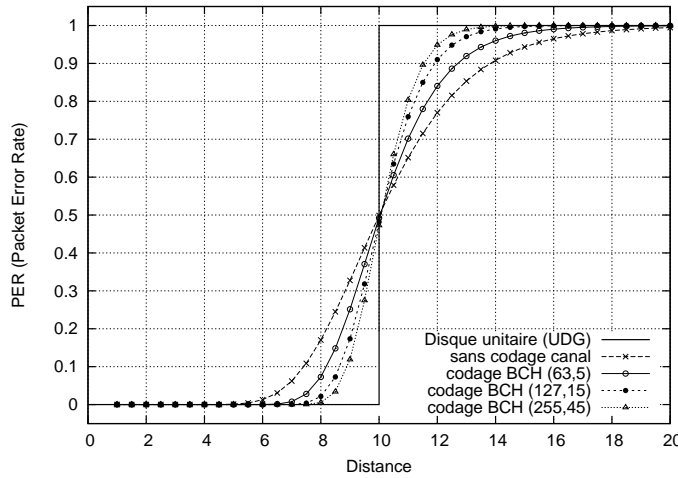
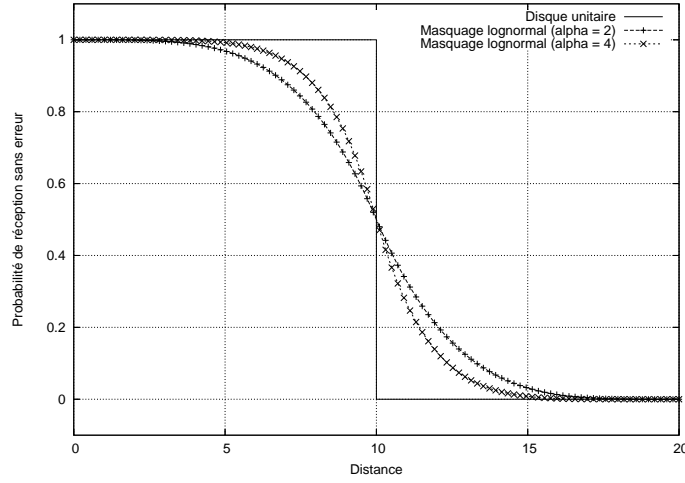


FIG. 5.1 – Probabilité d’échec d’une transmission d’un paquet de 30 bits de données, lorsqu’une modulation BPSK (pour *Binary Phase Shift Keying*) et un canal gaussien avec bruit blanc (AWGN) sont simulés.

Nous pouvons à présent calculer la probabilité d’une transmission correcte entre deux nœuds du réseau. Les aléas du canal radio conduisent à l’apparition d’erreurs dans les messages. En théorie, dès qu’une erreur est introduite, le message reçu n’est pas conforme à ce qui a été émis. En pratique, il existe de nombreux mécanismes permettant de corriger ces erreurs. On parle alors de *codage canal*. Nous donnons comme exemple le code correcteur d’erreurs $BCH(n, i)$ (Bose-Chaudhuri-Hochquenghem), n étant la longueur du code et i le nombre d’erreurs détectables. D’après la théorie de l’information (théorème de la capacité de Shannon), il existe, pour une capacité donnée, un seuil de réception au-dessus duquel on peut atteindre une transmission sans erreur. Mais pour cela, le codage doit être de longueur infinie. Comme illustré à la figure 5.1, la conséquence est que l’augmentation de la longueur du code permet de se rapprocher d’un modèle à seuil, le seuil étant donné par le théorème de Shannon et dépend du débit recherché.

Cependant, toujours selon la théorie de l’information, atteindre ce modèle déterministe nécessiterait un code de très grande taille. Ceci est clairement inconcevable dans des réseaux où l’on tente à la fois de minimiser les tailles et le nombre de messages, tant pour limiter les collisions que pour épargner les ressources énergétiques.

Ces courbes nous montrent l’aléa du canal radio mais les résultats demeurent fortement liés aux paramètres d’émission fixés lors des calculs. Il existe une alternative à cette modélisation pour pouvoir remplacer le modèle du disque unitaire. Le modèle du masquage lognormal (ou LNS pour *Lognormal Shadowing*), décrit par Quin et Kunz en [50] transforme ainsi le graphe G en un graphe pondéré où le poids de chaque arête $(u, v) \in E$ est égal à la probabilité $P(\text{dist}(u, v))$ de réception sans erreur entre deux nœuds u et v , cette probabilité étant donnée par le modèle considéré. Il est possible d’utiliser une fonction d’approximation $P(x)$ définie en [41] et reprise ici avec l’équation 5.7.

FIG. 5.2 – Les deux modèles physiques considérés ($CR = 10$).

$$P(x) = \begin{cases} 1 - \frac{(\frac{x}{CR})^{2\alpha}}{2} & \text{si } 0 < x \leq CR, \\ \frac{(\frac{2 \times CR - x}{CR})^{2\alpha}}{2} & \text{si } CR < x \leq 2 \times CR, \\ 0 & \text{dans les autres cas.} \end{cases} \quad (5.7)$$

Dans cette formule, α est un coefficient en rapport avec l'atténuation du signal et x la distance considérée [41]. Cette fonction considère que la probabilité de réception sans erreur à la portée CR est toujours de $P(CR) = 0.5$. La figure 5.2 illustre cette fonction d'approximation pour deux valeurs de α et un rayon de communication CR égal à 10. Dans [41], les auteurs ont montré que les paramètres fixés de cette façon procuraient des résultats d'une précision satisfaisante. Par souci de simplicité, nous utiliserons dorénavant la notation $p(u, v)$ pour désigner $P(\text{dist}(u, v))$.

Encore une fois, si la théorie de l'information considère qu'il existe toujours un codage capable d'obtenir un modèle à seuil, la pratique est toute autre puisqu'il faudrait des codes correcteurs de très grande taille pour y parvenir. Tenir compte de l'aspect probabiliste d'une transmission est par conséquent incontournable. Certes, il existe une solution autre que les codes correcteurs pour améliorer les probabilités de réception correcte d'un message : la réémission des paquets. Cependant, nous avons écarté cette solution car nous nous plaçons dans un contexte où minimiser le nombre de messages échangés est une contrainte primordiale. De plus, pour des paquets de petites tailles, ce qui est en général le cas pour les messages de contrôle utilisés par les protocoles étudiés ici, le codage direct s'avère de toute façon plus efficace, d'un point de vue énergétique, que la réémission [53, 38].

5.1.2 Quelques modélisations existantes

Certains travaux ont remis en cause l'hypothèse du disque unitaire et ont pour cela choisi de modifier la forme de la zone de communication. La puissance reçue est aléatoire et suit une distribution en *lognormal* [45, 4, 33] ce qui a pour principal effet de déformer la zone de communication. La figure 5.3 illustre une zone de communication modifiée où 4 serait voisin

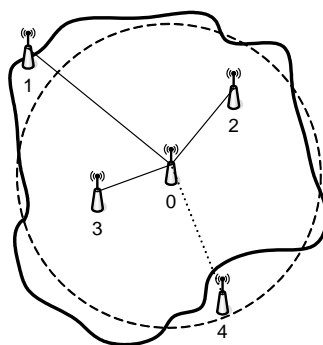


FIG. 5.3 – Impact sur le graphe de communication.

direct de 0, contrairement à 1. On observe que le voisinage du nœud 0 est alors totalement différent de celui obtenu à l'aide d'une modélisation en disque unitaire.

Cependant, dans ces travaux, une fois la forme de la zone de communication modifiée, un seuil non isotrope est à nouveau appliqué. Le voisinage de chaque nœud peut ainsi être calculé et, toujours selon notre exemple illustré par la figure 5.3, les nœuds 0 et 1 seront toujours voisins. Ici, seul l'aspect de la zone de communication a été modifié et l'hypothèse de lien déterministe n'a pas été remise en cause ; aucun aléa n'est introduit dans les communications. Nous analysons dans la suite de ce chapitre les conséquences des aléas du canal radio sur les protocoles étudiés jusqu'à présent.

5.2 Analyse de TGJD

Lorsque des conditions idéales sont simulées, le protocole noté TGJD est capable de maintenir la couverture de zone par un ensemble connecté (voir partie 3.2.4). Rappelons que, dans le protocole TGJD, une phase de découverte de voisinage permet aux nœuds d'acquérir la connaissance de leur voisinage grâce à l'émission des messages *hello*. Ces transmissions sont à présent soumises aux nouvelles règles imposées par la couche physique réaliste. Tout nœud v recevant ce message de u ajoute u dans sa table de voisinage. Par la suite, les nœuds couverts par un ensemble connecté déclarent leur inactivité à l'aide de messages de *retrait* également soumis au fonctionnement de la couche physique. Suite à la mauvaise réception des messages *hello*, la connaissance du voisinage n'est pas simplement incomplète, elle est également inexacte dès lors que des messages de retrait ne sont pas tous reçus. Ici, nous nous intéressons à l'aléa causé par le canal radio au cours des transmissions.

5.2.1 Impact d'une couche physique réaliste sur TGJD

Nous avons d'abord évalué le protocole TGJD en utilisant la fonction d'approximation décrite dans la partie 5.1.1. Nous redonnons pour comparaison les proportions de nœuds actifs obtenues sous le modèle du disque unitaire sur la figure 5.5. La figure 5.4 reprend quant à elle les performances obtenues en termes de couverture de zone.

Lorsque $\alpha = 4$, la couverture n'est presque complète que pour de très faibles densités et se dégrade énormément dans les fortes densités. Ainsi, seul 71% du réseau est couvert pour $d = 60$ contre seulement 34% pour $d = 100$. Ces résultats empiront encore pour $\alpha = 2$ avec seulement

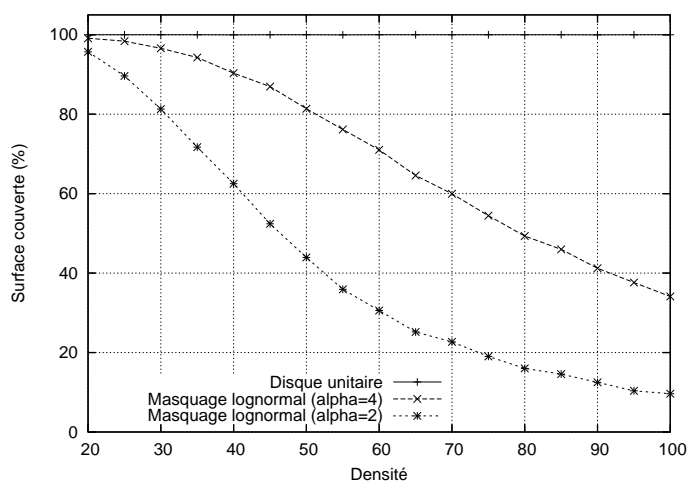


FIG. 5.4 – Couverture de surface (%) en fonction de la densité du réseau et du modèle physique utilisé.

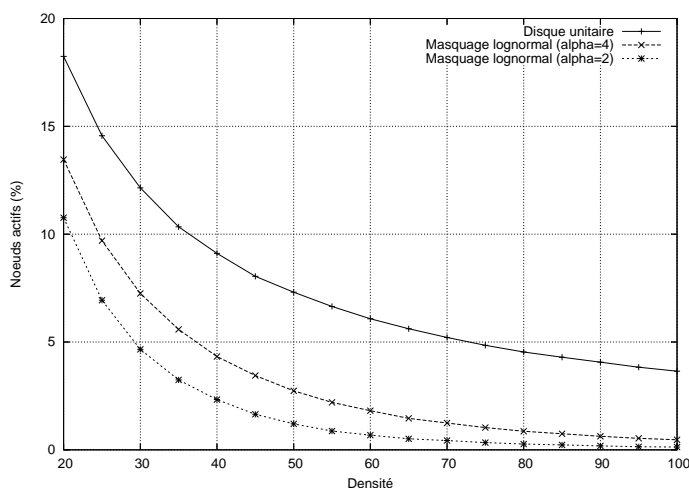


FIG. 5.5 – Nœuds actifs (%) en fonction de la densité du réseau et du modèle physique utilisé.

10% du réseau couvert pour $d = 100$.

Les messages de retrait ne sont pas correctement reçus, permettant aux nœuds de conserver des tables de voisinage trop complètes et inexactes. Trop décident par conséquent d'être passifs, menant à des proportions de nœuds actifs particulièrement faibles. Cela s'observe aisément sur la figure 5.5 où l'on voit une bien plus grande quantité de capteurs décider de s'éteindre.

Ce phénomène est moins flagrant pour les faibles densités car la probabilité qu'un nœud trouve un ensemble de voisins présumés actifs qui le couvre est bien plus faible : la décision de rester actif est donc prise plus fréquemment, et les pertes de messages ont moins de conséquences.

Nous nous sommes refusés à introduire des mécanismes tels que des acquittements ou des ré-émissions probabilistes, sources d'augmentation du nombre de messages et donc de consommation énergétique accrue. Néanmoins, nous pouvons observer l'amélioration apportée par un codage canal visant à corriger les erreurs apparues dans les messages au cours de la transmission.

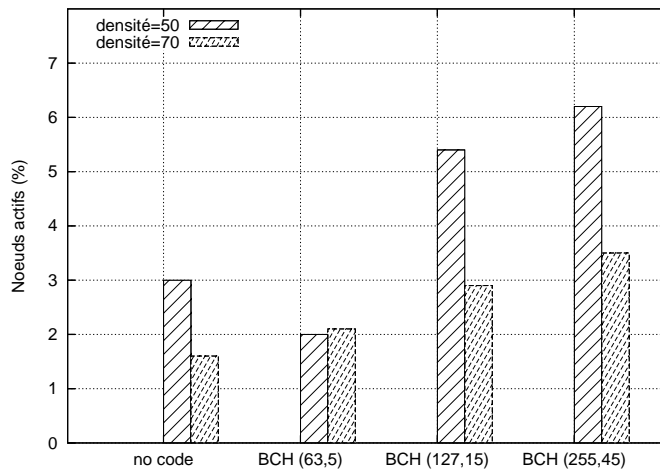


FIG. 5.6 – Nœuds actifs (%) en fonction de la densité du réseau et du modèle de PER utilisé.

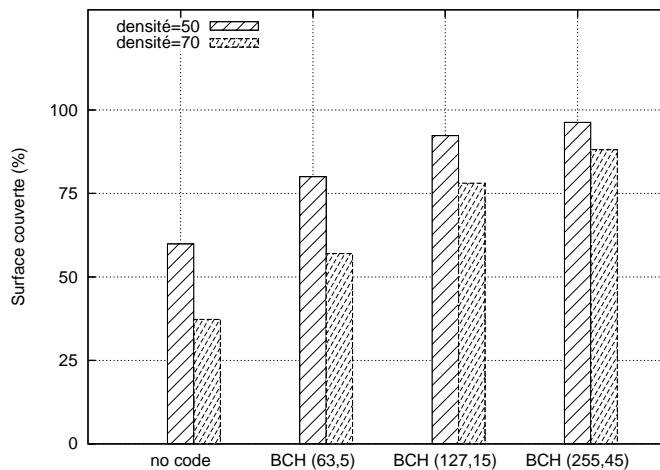


FIG. 5.7 – Couverture de surface (%) en fonction de la densité du réseau et du modèle de PER utilisé.

5.2.2 Augmenter la qualité de réception à l'aide du codage canal

La figure 5.6 montre le pourcentage de nœuds actifs en fonction de la densité, pour différents codages canal. Lorsqu'aucun code n'est introduit et que des réseaux de densité 50 sont simulés, TGJD génère 3% de nœuds actifs (1.6% à densité 70). Il est impossible de conserver la couverture de surface avec d'aussi faibles taux. Dès lors, un code correcteur est introduit et plus il est long, plus le nombre d'erreurs qu'il est capable de corriger est élevé. Les performances de TGJD sont alors réhaussées. La proportion de nœuds actifs augmente ainsi pour atteindre 6% pour un code BCH(255,45).

Cette augmentation permet à TGJD de retrouver des niveaux de couverture corrects, reportés sur la figure 5.7. Le pourcentage de surface couverte est aussi faible que 37.3% à densité 70, lorsqu'aucun code n'est introduit. Cependant, avec un code BCH(255,45), on retrouve des pourcentages proches de 90%.

L'introduction de codage dans les messages améliore indubitablement les résultats de TGJD. Néanmoins, il s'avère que TGJD n'est pas du tout adapté à un canal réel, en raison des conséquences importantes des aléas de communication et de la non détection par le voisinage d'un message de retrait. Seuls des codes de taille très importante, inadaptés aux contraintes énergétiques des réseaux de capteurs, permettraient d'obtenir le comportement initial observé en environnement réaliste.

Les travaux présentés ici ont été publiés dans [26] et [25]. Il ne s'agissait pas d'affirmer que tout protocole conçu et évalué sous des conditions idéales est incapable d'obtenir des résultats satisfaisants dans des environnements réalistes. Au travers de ce protocole, nous voulions montrer que tout protocole reposant sur des mécanismes similaires souffrirait de façon identique de l'introduction de conditions réalistes lors des simulations, et serait par conséquent inadapté pour une implémentation réelle. Il est possible de facilement tendre vers des hypothèses plus réalistes et de découvrir des inconvénients majeurs qui seront de toute façon révélés lors de l'implémentation du protocole.

En nous plaçant dans un tel contexte, nous avons voulu apporter des modifications à ce protocole afin de le rendre utilisable dans un environnement réaliste.

5.2.3 Amélioration du protocole de Tian et Georganas

Nous présentons ici différentes manières d'améliorer le comportement du protocole TGJD lorsqu'une couche physique réaliste est simulée. Nous supposons ici qu'un nœud peut évaluer correctement les probabilités de réceptions de chacun des objets présents dans son voisinage. Il serait possible de calculer le ratio entre le nombre de messages de contrôle devant être reçus en théorie depuis un nœud et le nombre de messages effectivement reçus.

Élimination des voisins trop peu fiables

Les chutes de performances de TGJD sont dues à la prise en compte durant l'évaluation de couverture par un nœud de voisins devenus passifs dont les messages de retrait n'ont pas été correctement reçus. Nous avons par conséquent pensé à ne baser la décision d'un nœud que sur des voisins fiables. Autrement dit, lors de sa décision, un nœud u ne considère que les voisins ayant une probabilité de réception suffisamment élevée. Éliminant ainsi les voisins pour lesquels il y a de fortes chances de ne pas avoir reçu de message de retrait, u pourrait décider d'être passif sans risquer de laisser un trou de couverture. La première amélioration apportée au protocole TGJD est donc la redéfinition du voisinage lors de la prise de décision selon la règle suivante :

$$N(u) = \{v \in V \mid v \neq u \wedge p(u, v) > \text{seuil}\}, \quad (5.8)$$

où $\text{seuil} \in [0, 1]$ et est un paramètre attribué à chaque nœud. Ici, ce paramètre est homogène sur l'ensemble des éléments du réseau. Le tableau 5.1 montre l'évolution de la couverture de surface avec la densité lorsque le modèle physique de masquage lognormal est employé. Cette amélioration triviale permet de conserver davantage de couverture dans les faibles densités (plus de 95% jusqu'à densité 50 pour un seuil égal à 0.6, elle chute tout de même avec l'augmentation du nombre de voisins (seulement 52.2% à densité 100 avec un seuil de 0.6) en raison de la hausse du nombre de voisins dont la probabilité est supérieure au seuil. En effet, statistiquement, plus la

Seuil ($\alpha = 2$)	Densité			
	25	50	75	100
0.6	99.3	95.3	77.4	52.2
0.4	97.8	77.4	45.3	22.7

TAB. 5.1 – La couverture fournie par TGJD en fonction de la densité lorsque les voisins avec de faibles probabilités de communication sont ignorés (en fonction du seuil choisi).

densité est élevée et plus l'ensemble des voisins conservés est grand, ayant alors une probabilité plus élevée de comporter des erreurs. Nous nous sommes donc orientés vers une solution où un nœud u évalue la confiance qu'il accorde à un sous-ensemble couvrant de ses voisins.

Introduction d'une notion de risque

Plutôt que d'éliminer quelques voisins en raison de probabilités de réception trop faibles, nous avons voulu caractériser le niveau de risque encouru lors de la prise de décision. Plus le risque est faible, moins les chances d'avoir un nœud avec une probabilité faible sont élevées. Nous avons donc introduit une notion de confiance envers les voisins présumés actifs : le principe consiste, pour un nœud u , à déterminer le risque pris en faisant confiance aux voisins supposés couvrir $S(u)$. Si ce risque est trop élevé, u prend alors la décision de rester actif. Bien sûr, lorsque u sait sa zone non couverte grâce aux messages de retrait qu'il a reçus, il demeure actif.

Pour un nœud u donné, le niveau de risque est la probabilité qu'il existe au moins un voisin ayant envoyé un message de retrait qui n'ait pas été reçu. Soit $A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ l'ensemble des voisins de u supposés actifs, le risque pris est alors égal à :

$$\text{Risque}(u, A) = 1 - \prod_{i=1}^{i=|A|} p(a_i, u). \quad (5.9)$$

Nous supposons à présent que chaque nœud u possède un seuil au-delà duquel le risque est trop important pour que u accorde sa confiance à ses voisins.

Afin de ne pas surestimer ce risque, il est essentiel lors de son calcul de ne pas considérer l'ensemble des voisins supposés actifs. En effet, une grande partie de ces derniers n'est pas nécessaire au maintien de la couverture de $S(u)$. Les prendre en compte ne fait qu'artificiellement augmenter le risque encouru. Il est donc nécessaire que chaque capteur détermine un ensemble $B \subseteq A$ tel que $S(u) \subseteq S(B)$ avec $\text{Risque}(u, B)$ minimal.

Intuitivement et par analogie avec le problème du « weighted set cover » [28], il est aisé de voir que la détermination d'un ensemble répondant de manière optimale à ces critères est un problème NP-complet. Afin d'obtenir une solution approchée, nous utilisons une heuristique gloutonne, notée *MeilleurSousEnsemble* par la suite, qui peut être décrite comme suit : Soit un nœud u , une liste A de ses voisins actifs triée de manière décroissante par probabilités de réception sans erreur, et un ensemble vide B . Tant que A n'est pas vide et que $S(u) \not\subseteq S(B)$, l'élément en tête de la liste est enlevé de A et est ajouté à B . Cette heuristique construit un ensemble couvrant B composé des voisins actifs de u les plus fiables. Le processus final de décision est décrit par l'algorithme 1.

Algorithme 1 : Décision d'activité d'un nœud u

Entrées : Une liste N des voisins connus de u
Sorties : Un booléen à vrai si u reste actif, à faux sinon
Données : A et B : listes de nœuds, attente : temps
 $A \leftarrow N$
attente \leftarrow Temps choisi aléatoirement
tant que temps courant $<$ attente **faire**
 si réception d'un message de retrait d'un voisin v **alors**
 $A \leftarrow A \setminus \{v\}$
 fin
fin
 $B \leftarrow \text{MeilleurSousEnsemble}(A)$
si B est un ensemble couvrant de u et que $\text{Risque}(u, B) \leq \text{seuil}$ **alors**
 EnvoieMessageRetrait()
 retourner faux
sinon
 retourner vrai
fin

Comparaison du risque à un seuil statique

Dans un premier temps, le risque calculé par chaque nœud est comparé à un seuil statique, qui est un paramètre de l'algorithme connu de tout nœud. Notons cependant que ce paramètre peut être hétérogène sans que cela ne modifie les explications données ici. Cependant, dans un souci de clarté, nous considérons que le seuil est identique pour chaque nœud du réseau. Les performances obtenues sont données en figure 5.8, où les mêmes paramètres que ceux de la section 3.2.4 ont été utilisés. Nous avons simulé TGJD pour les trois seuils 0.4, 0.6 et 0.8.

Nous pouvons observer que dans les trois cas, le pourcentage de zone couverte est bien meilleur que celui fourni par le protocole original. Pour un seuil de 0.8, qui tend à faire prendre des risques assez élevés aux capteurs, la couverture est excellente dans le cas $\alpha = 4$ puisqu'elle est presque toujours au-delà des 90%. Dans le cas $\alpha = 2$, un seuil de 0.6 permet quant à lui d'assurer un tel niveau de couverture. Il est possible de choisir un seuil de risque assez élevé, car seuls les voisins supposés actifs les plus fiables sont considérés lors du calcul de risque. Ce dernier est donc généralement assez faible. On peut également noter que la perte de messages est plus importante lorsque $\alpha = 2$, et que le seuil nécessite d'être diminué pour conserver des performances correctes.

Comparaison du risque à un seuil dynamique

L'utilisation d'un seuil statique donne des résultats satisfaisants mais non constants selon l'environnement physique considéré (déterminé par le facteur α) et la densité du réseau. Afin d'obtenir des performances stables, le seuil auquel le risque est comparé peut devenir dynamique.

Une première solution consisterait en un seuil dépendant de la densité, évaluable localement par chaque capteur grâce au nombre de voisins connus. Cependant, cette approche ne peut suffire

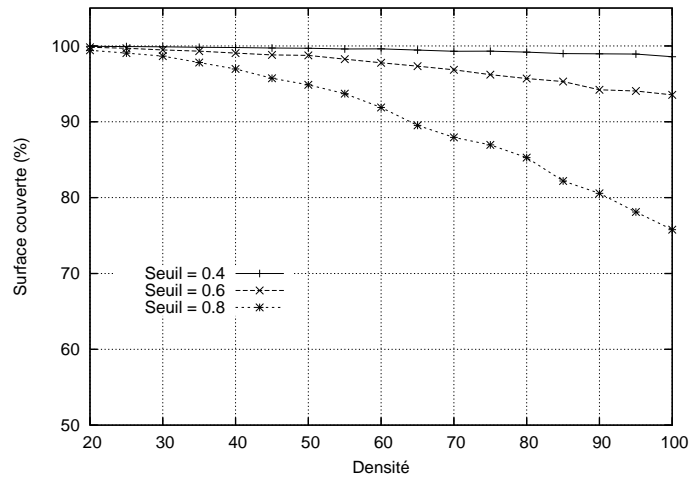
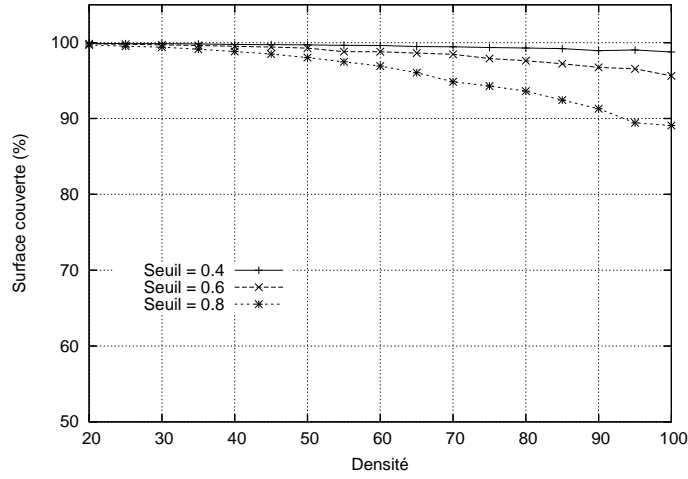
(a) $\alpha = 2$ (b) $\alpha = 4$

FIG. 5.8 – Surface du réseau couverte par le protocole TGJD amélioré avec le modèle du masquage lognormal.

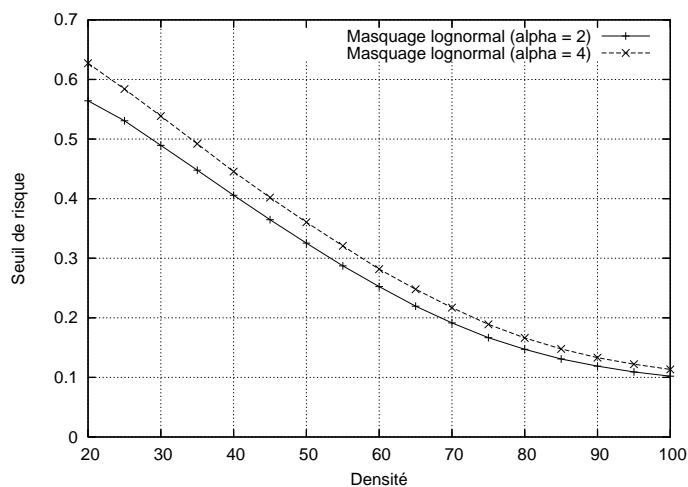


FIG. 5.9 – Seuil dynamique calculé par la version améliorée de Tian et Georganas.

Nombre de voisins connus	≤ 20	50	80	≥ 100
Seuil	0.9	0.5	0.2	0.1

TAB. 5.2 – Seuil de base selon le nombre de voisins connus du capteur.

à elle seule puisque l'environnement physique joue également un rôle comme le montrent les figures 5.8(a) et 5.8(b). Il est toutefois possible pour un nœud d'évaluer son impact sur les communications en comparant la quantité de messages de retrait qui auraient dû être reçue dans un environnement idéal et celle reçue dans l'environnement courant. Plus cette valeur s'écarte de l'idéal, et plus les messages se perdent : il est alors nécessaire de diminuer le seuil de risque.

Nous avons évalué dans le modèle du disque unitaire le ratio de voisins connus pour un nœud donné qui se retirent lors de la phase de décision. Cette valeur est constante quelle que soit la densité, et toujours en moyenne égale à environ 0.5. Il est donc possible pour un capteur de déterminer localement l'impact de l'environnement en comparant le ratio de voisins s'étant retirés avec celui qui aurait été idéalement observé. Nous définissons donc notre seuil dynamique comme étant égal à :

$$\text{Seuil} = \begin{cases} \frac{\text{seuil de base} \times \text{ratio de retraits}}{0.5} & \text{si } 0 < \text{ratio de retraits} < 0.5, \\ \text{seuil de base} & \text{sinon.} \end{cases} \quad (5.10)$$

En figure 5.9 est illustré le seuil moyen calculé dynamiquement par les capteurs pour les deux environnements $\alpha = 2$ et $\alpha = 4$. Les seuils de base utilisés sont donnés par le tableau 5.2.

Un capteur calcule la valeur à employer grâce à une simple interpolation à partir de son nombre de voisins connus. Les valeurs de base que nous donnons ici ont été déterminées de manière empirique. Nous pouvons voir que la fonction utilisée calcule un seuil qui s'adapte effectivement à la densité et à l'environnement physique. Ainsi, lorsque les pertes de messages sont plus importantes, le seuil (et donc le risque encouru) est plus faible.

Enfin, nous donnons les résultats obtenus par la version finale du protocole TGJD amélioré en figure 5.11. Nous pouvons y observer que le calcul dynamique du seuil joue correctement

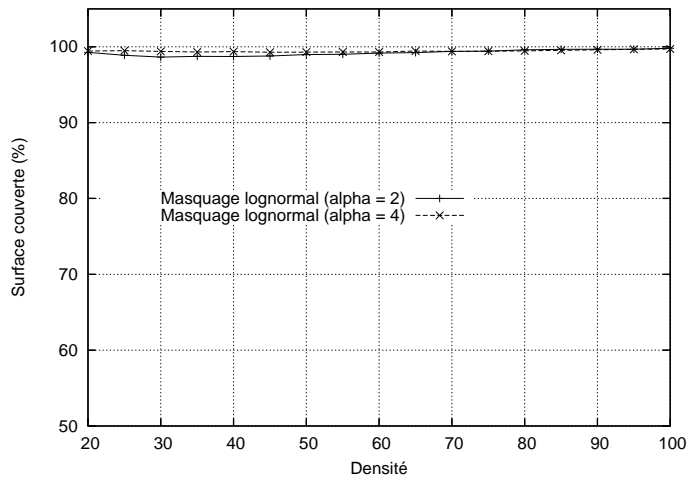


FIG. 5.10 – Couverture de surface avec le protocole amélioré avec seuil dynamique.

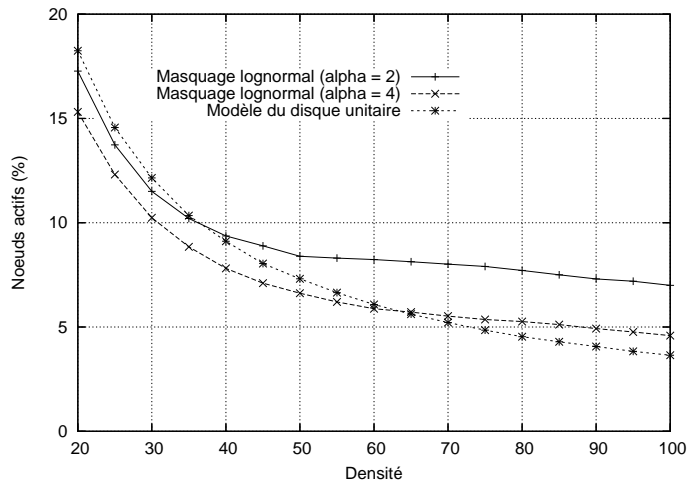


FIG. 5.11 – Nœuds actifs avec le protocole amélioré avec seuil dynamique.

son rôle et que la couverture de surface est presque maximale pour toutes les densités, quel que soit le modèle physique considéré. Il est particulièrement intéressant de noter que le nombre de capteurs actifs, donné en figure 5.10, reste très faible et quasiment au même niveau que le protocole original dans un environnement idéal lorsque $\alpha = 4$. Cette valeur est un peu plus élevée lorsque $\alpha = 2$, ce qui est logique puisque les pertes de messages sont alors plus importantes.

Conclusion

Le passage du classique modèle du disque unitaire à un modèle plus réaliste peut être néfaste pour un algorithme comme TGJD procurant d'excellentes performances en environnement idéal. Il est néanmoins possible d'améliorer ces résultats. Il est possible d'élaborer des ajustements en vue d'une implémentation qui passe nécessairement par une expérimentation dans un environnement réaliste. Le principe original de [61] est conservé, seul le processus de décision s'en trouvant légèrement modifié. Dès lors, les performances obtenues dans un environnement

idéal peuvent être retrouvées sans introduire de mécanismes de renforcement de la robustesse coûteux, tels que les ré-émissions ou les acquittements par exemple. Il est également intéressant de noter d'une part que, dans un environnement idéal, notre solution fournirait les mêmes résultats que le protocole original, et d'autre part qu'elle dépend peu du modèle du masquage lognormal utilisé. Cette faible dépendance est obtenue grâce à la connaissance par chaque nœud des probabilités de réception des nœuds environnants. Nous avons remplacé l'hypothèse forte du disque unitaire par une hypothèse plus réaliste, pouvant de plus être facilement réalisée en pratique.

L'évaluation de la probabilité de réception des voisins permet de concevoir ce type d'augmentation mais pose une certaine limite à ce type d'améliorations. En effet, nous avons supposé que l'acquisition de ces probabilités pouvait se faire par approximation sur les messages de contrôle et leur fréquence théorique. Ceci est une première limitation aux travaux présentés dans [23] et [24] ; il faut pouvoir estimer correctement les probabilités de réception. La deuxième limitation est qu'un tel calcul pourrait s'avérer totalement infaisable si des pertes aléatoires étaient simulées. Il serait alors impossible d'estimer les probabilités de réception correcte.

5.3 Analyse de l'algorithme SCR-CADS

L'algorithme SCR-CADS a été détaillé au cours de la partie 3.1. Nous analysons à présent ce protocole sous l'hypothèse d'une couche physique réaliste.

5.3.1 Impact supposé de l'aléa du canal radio

Rappelons pour commencer la règle de décision appliquée par chaque nœud, une fois la sélection des relais opérée : tout nœud ayant le plus petit identifiant de son voisinage ou ayant été sélectionné comme relai par le voisin ayant le plus petit identifiant demeure actif. Nous pouvons d'ores et déjà imaginer l'impact de l'aléa du canal radio.

Au cours de la phase de découverte de voisinage, supposons que certains messages *hello* ne soient pas reçus par un nœud u . Ceci ne fait qu'accroître les chances que u puisse penser être le nœud possédant le plus petit identifiant de son voisinage. D'après la règle de décision d'activité, u doit dans ce cas demeurer actif. À l'issue de cette phase, aucun trou de couverture ne saurait donc être engendré par des transmissions incorrectes.

En revanche, si des messages de relai viennent à ne pas être reçus, des conséquences autres sont envisageables. Lors de la décision d'activité, seul le message de relai émis par le voisin ayant le plus petit identifiant est primordial ; Si u appartient à l'ensemble SCR de ce nœud, alors il doit être actif. Divers cas peuvent se produire :

- le message de relai du plus petit voisin connu jusqu'à présent n'a pas été reçu. Si u est à présent le plus petit voisin, alors il devient actif. S'il ne l'est pas alors il passe en mode passif. Notons au passage que dans un tel cas, il serait aisé d'imposer à u de demeurer actif en cas de non réception du message de relai du nœud ayant le plus petit identifiant.
- un message de relai en provenance d'un voisin jusqu'alors inconnu mais ayant un identifiant plus petit que le plus petit connu actuellement est reçu : il doit être pris en compte car si u se trouve dans l'ensemble SCR de ce nouveau voisin, alors il doit être actif.

Autrement dit, il n'existe qu'un seul message de relai essentiel dont la perte pourrait occasionner des trous de couverture : celui du nœud ayant le plus petit identifiant du voisinage.

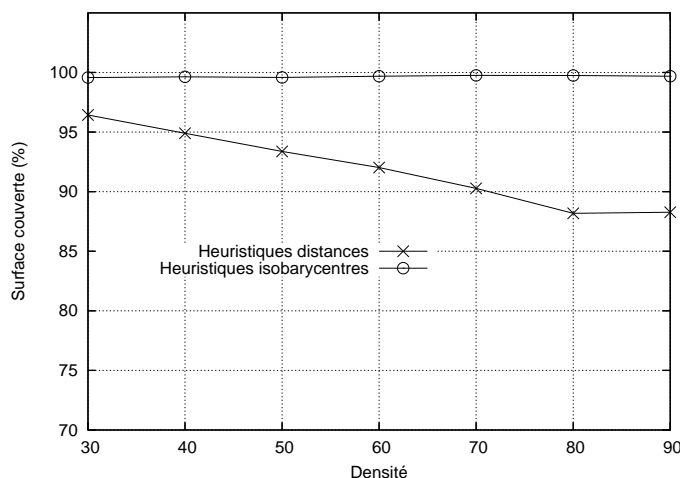


FIG. 5.12 – Couverture de surface avec le protocole SCR-CADS et une couche physique réaliste (LNS, voir section 5.1.1 avec $\alpha = 2$).

Nous avons simulé SCR-CADS avec la fonction d'approximation décrite dans la partie 5.1.1 afin d'observer son comportement et de confirmer nos hypothèses sur ses éventuelles failles. Nous avons présenté deux heuristiques différentes pouvant être utilisées lors de la sélection des relais de couverture : la première utilisant un tri par distances et la seconde s'appuyant sur un calcul d'isobarycentres. L'une étant moins optimale que l'autre, des ensembles de relais plus grands sont générés, menant à davantage de nœuds actifs. Nous observons ici dans quelle mesure cette redondance accrue peut être utilisée comme source de robustesse lors de l'introduction d'une couche physique réaliste.

5.3.2 Couverture de surface

La figure 5.12 nous montre le pourcentage de surface couverte par SCR-CADS, simulé avec le modèle du masquage lognormal, pour des densités allant de 30 à 90 en utilisant chacune des deux heuristiques de sélection des relais décrites dans la partie 3.1.3.

Jusqu'à densité 70, la couverture de surface est maintenue au-delà de 90% lorsque l'heuristique des distances est utilisée. On observe un maintien plus stable de la couverture lorsque l'heuristique utilisant les isobarycentres est employée. Cette méthode génère des ensembles *SCR* de plus grande taille, entraînant l'activité d'un nombre accru de nœuds, ce qui ne fait qu'accroître la robustesse ici. Globalement, ces résultats confirment notre analyse préalable de l'impact potentiellement faible d'une couche physique réaliste sur notre protocole puisque, sans aucune modification, le taux de couverture de surface reste supérieur à 85% dans le pire cas. La robustesse de SCR-CADS et sa stabilité avec l'augmentation de la densité sont sans commune mesure avec les chutes de performances occasionnées à TGJD.

5.3.3 Nœuds actifs

De manière générale, lorsque des pertes de couverture sont occasionnées, le protocole souffre soit d'une baisse du nombre de nœuds actifs, soit d'une incohérence spatiale (trop de nœuds actifs concentrés à un endroit au détriment d'autres régions devenant non couvertes). Le deuxième

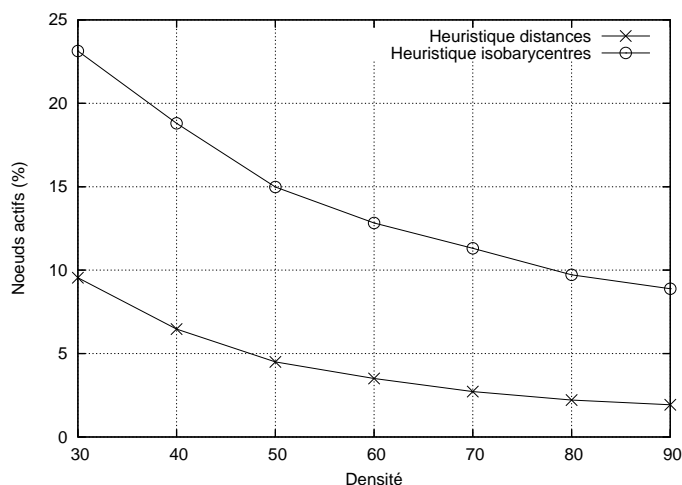


FIG. 5.13 – Nœuds actifs (%) avec le protocole SCR-CADS et une couche physique réaliste (LNS, voir section 5.1.1 avec $\alpha = 2$).

cas est peu probable du fait de l'homogénéité de nos processus aléatoire et de décision. La figure 5.13 nous montre que SCR-CADS engendre en réalité bien moins de nœuds actifs que lorsque des conditions idéales étaient simulées. De moins de 10% (densité 30) à seulement 2% (densité 90) lorsque l'heuristique des distances est utilisée, davantage de nœuds sont actifs avec l'heuristique des isobarycentres (de 23% à plus de 9% pour les densités respectives de 30 et 90).

La baisse de la proportion de nœuds actifs avec une couche physique réaliste peut être expliquée. Lorsque les nœuds émettent les messages *hello*, des voisins lointains (jusque dans un rayon de $2CR$, voir section 5.1.1) peuvent être découverts. Nul doute que ces voisins seront sélectionnés comme relais car ils sont probablement les seuls à couvrir leur zone (la probabilité que d'autres nœuds les couvrant soient également découverts est assez faible). Néanmoins, la probabilité de réception de ces voisins demeure basse (≤ 0.5) et il est donc probable qu'ils ne reçoivent pas le message de relai, ignorant alors qu'ils ont été sélectionnés comme relais par le nœud émetteur. Lorsque ce nœud est celui ayant le plus petit identifiant, des nœuds évitent ainsi de devenir actifs.

Le maintien de la cohérence de la topologie des nœuds actifs en terme de couverture de zone est dû d'une part à la robustesse inhérente au processus de décision (seul le message de relai du voisin au plus petit identifiant est primordial) et d'autre part à la redondance excessive induite par cet algorithme. Dès lors, même si moins de nœuds demeurent actifs, ils restent en nombre suffisant pour couvrir la quasi-totalité de la zone (lorsque l'heuristique à base d'isobarycentres est employée par exemple).

5.3.4 Introduire davantage de robustesse dans SCR-CADS

Bien que les problèmes observés avec SCR-CADS lors de l'introduction d'une couche physique réaliste soient moins dramatiques que pour TGJD, nous souhaitons améliorer ce protocole. La taille des ensembles de relais joue un rôle primordial dans la décision d'activité. Plus ces derniers sont larges et plus la probabilité pour un nœud u d'appartenir à l'ensemble SCR de son voisin au plus petit identifiant est grande. Nous voulons pouvoir influencer sur la robustesse de SCR-CADS et introduisons pour ce faire le paramètre de couverture, noté *SCR_COUV*, dési-

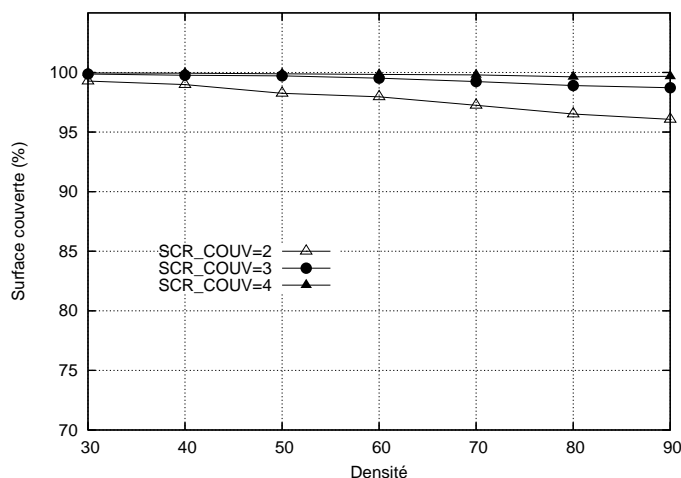


FIG. 5.14 – L'introduction du paramètre supplémentaire *SCR_COUV* permet de maintenir la couverture de surface au-delà de 95% (modélisation LNS avec $\alpha = 2$, l'heuristique employée est celle des distances).

gnant le nombre de relais devant couvrir chaque point de la zone d'un voisin considéré pour la sélection. Tout voisin étant considéré lors de la sélection des relais sera ajouté à l'ensemble SCR si et seulement si sa surface n'est pas déjà k -couverte par l'ensemble SCR avec $k = SCR_COUV$.

Couverture de surface

L'objectif premier du paramètre *SCR_COUV* est de pouvoir configurer la sélection des relais plus précisément qu'avec les deux heuristiques disponibles pour le calcul des ensembles SCR. La figure 5.14 montre la couverture de surface en fonction de la densité avec $SCR_COUV \in \{2, 3, 4\}$ et l'emploi de l'heuristique des distances.

On voit ainsi qu'il est possible de maintenir une couverture de plus de 95% quel que soit $SCR_COUV > 1$. Lorsque l'heuristique des isobarycentres est utilisée, les pertes de couverture sont extrêmement négligeables dans le cas normal et par conséquent peu sensibles au paramètre de robustesse *SCR_COUV* (Fig. 5.15). La valeur de *SCR_COUV* a néanmoins un impact certain sur les proportions de nœuds actifs.

Nœuds actifs

La figure 5.16 nous montre le pourcentage de nœuds actifs en fonction de la densité du réseau, pour différentes valeurs de *SCR_COUV*, lorsque l'heuristique des distances est employée. On observe que lorsque $SCR_COUV = 2$ (suffisant pour garantir plus de 95% de couverture), entre 17 et 4% de nœuds décident d'être actifs. La figure 5.17 nous montre la proportion de nœuds actifs engendrée avec l'heuristique des isobarycentres ; C'est en toute logique que la proportion de nœuds actifs augmente avec *SCR_COUV*. Le paramètre *SCR_COUV* nous permet donc d'influencer la sélection des relais et par là même les proportions de nœuds actifs.

Nous avons donné ici l'exemple d'un protocole intrinsèquement robuste à la perte de messages due à une couche physique réaliste. Néanmoins, des pertes de couverture peuvent être

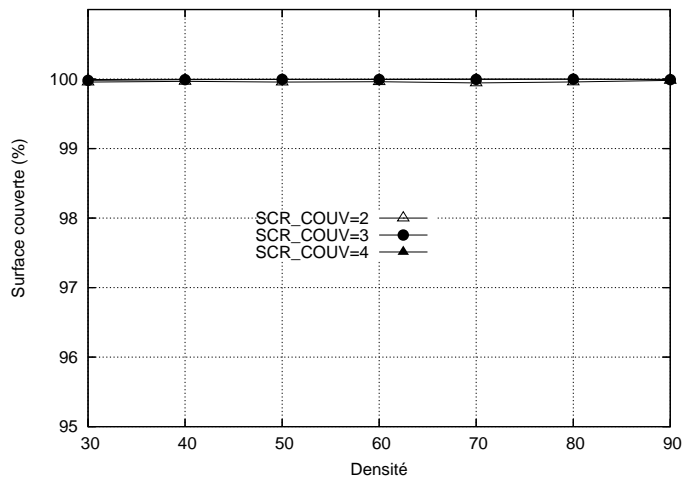


FIG. 5.15 – Déjà extrêmement robuste avec l’heuristique des isobarycentres, SCR-CADS assure une couverture complète lorsque le paramètre supplémentaire *SCR_COUV* est utilisé.

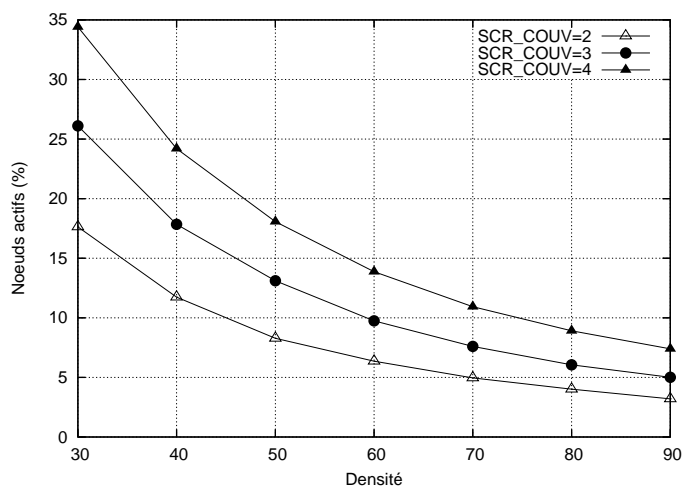


FIG. 5.16 – Pourcentage de nœuds actifs en fonction de la densité avec le protocole SCR-CADS amélioré (modélisation LNS avec $\alpha = 2$, l’heuristique employée est celle des distances).

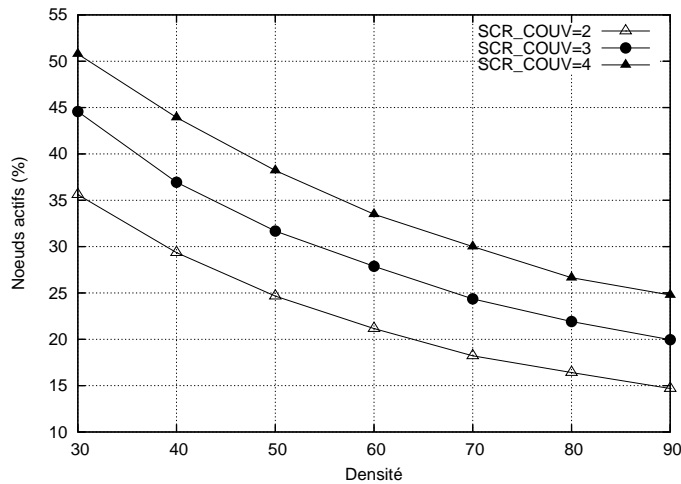


FIG. 5.17 – Pourcentage de nœuds actifs en fonction de la densité avec le protocole SCR-CADS amélioré (modélisation LNS avec $\alpha = 2$, l’heuristique employée est celle des isobarycentres).

occasionnées par l’aléa du canal radio. Nous avons donc proposé une extension permettant d’obtenir un protocole plus configurable et encore plus robuste. Ces travaux sont présentés en [19].

Nous terminons ce chapitre en observant les conséquences d’une couche physique réaliste sur les variantes PO, PN, PR et PNR initialement présentées dans la partie 3.2.3.

5.4 Analyse des variantes PO, PN, PR et PNR

Nos protocoles ne s’appuient que sur des annonces d’activité et non sur des échanges de messages. C’est ainsi que nous avons pu réduire considérablement les communications nécessaires à leur bon fonctionnement. Au-delà de cette économie d’énergie, nous avons voulu tester leur robustesse une fois une couche physique réaliste introduite.

Rappelons que PO et PN ne s’appuient que sur des informations dites positives, dans le sens où elles ne sont pas appelées à être éventuellement remises en cause par des messages ultérieurs. Dans TGJD, les nœuds construisent des tables de voisinage avant d’attendre des messages de retrait. Ici, si des messages sont perdus, les conséquences ne sont pas des informations inexactes, mais incomplètes. Autrement dit, si un nœud u ne reçoit qu’un message *positif* sur deux, il disposera simplement de moins d’informations de voisinage au moment de prendre sa décision d’activité. Le pire cas serait qu’il n’ait reçu aucun message et il penserait alors être seul à pouvoir assurer l’observation de sa zone, demeurant ainsi actif. Nos variantes PR et PNR utilisent quant à elles des messages de retrait pouvant contredire des informations d’activité précédemment émises. Nous nous retrouvons alors dans le même cas que TGJD, à subir des pertes potentielles d’informations cruciales à l’exactitude des tables de voisinage. Voyons l’impact que peut avoir l’aléa du canal radio sur ces protocoles.

5.4.1 Couverture de surface

Lorsque nous avons simulé nos variantes PO, PN, PR et PNR avec une couche physique réaliste, nous avons en premier lieu confirmé nos attentes concernant PO et PN. Aucune de

ces deux approches ne peut souffrir de pertes de couverture puisqu'aucune ne s'appuie sur des informations devant être remises en cause. Autrement dit, PO et PN sont extrêmement robustes aux aléas des communications.

Nous craignons que PR ou PNR ne souffrent légèrement. Ce n'est pas le cas, et toutes deux procurent toujours 100% de couverture de surface. Il ya plusieurs raisons à cela. La première est que nos approches reposent sur des sous-connaissances de voisinage. Elles génèrent donc davantage de redondance et c'est précisément cette redondance qui leur assure une très faible vulnérabilité face à la perte de messages de retrait. Ensuite, le modèle de couche physique que nous utilisons fait que tous nœuds se trouvant dans un rayon égal à $2 \times CR$ d'un nœud u sont des voisins potentiels. Autrement dit, u reçoit d'autant plus d'informations utilisables lors de l'évaluation de couverture. La probabilité qu'un message de retrait émis par un nœud séparé d'une distance supérieure à CR de u ne soit pas reçu alors qu'il y eu réception du message d'activité est faible. Et quand bien même cette situation se produit, la perte potentielle de couverture est bien moins importante que lorsqu'il s'agit d'un voisin proche, couvrant par conséquent une portion de $S(u)$ bien plus large.

Ainsi, PO, PN, PR et PNR sont des protocoles résistant aux aléas du canal radio, du point de vue du maintien de la couverture de surface. Intéressons nous maintenant à la redondance finalement induite par ces protocoles.

5.4.2 Nœuds actifs

Les proportions de nœuds actifs induites par les variantes PO, PN, PR et PNR sont reportées sur les figures regroupées en Fig. 5.18. Pour chaque variante, on peut observer l'augmentation de la redondance, entre celle générée lorsque le modèle du disque unitaire est utilisé (UDG sur les figures) et celle obtenue une fois ce modèle remplacé par celui du *lognormal shadowing*, détaillé dans la partie 5.1.1. L'ordre des variantes n'a pas été bouleversé et c'est toujours en toute logique que PO génère le plus de nœuds actifs, du fait de connaissance limitée des voisinages et que PNR parvient le plus à diminuer cette redondance grâce à une connaissance plus complète des voisins et des décisions d'activité.

Les problèmes que nous avons pu mettre en évidence au cours de ce chapitre sont consécutifs à des hypothèses non conformes aux modèles souvent admis et utilisés. Nous les avons exhibé lorsque la couverture simple est requise. Dès lors que l'aléa est introduit dans les transmissions, nos algorithmes parviennent à maintenir la couverture de surface. Il en va intuitivement de même pour la k -couverture, notamment lorsque celle-ci est assurée par des couches d'activité distinctes (chacune couvrant la zone une fois et donc nous ramenant au cas de la couverture simple étudié ici).

5.5 Conclusion

Au cours de ce chapitre, nous avons voulu remettre en cause un modèle et des hypothèses de travail couramment admis. Il s'agissait dans un premier temps d'observer l'impact de conditions plus réalistes sur des protocoles conçus et analysés avec des hypothèses idéales. Après avoir exposé différentes manières d'intégrer ces hypothèses dans les modèles de simulation, nous avons mis en évidence les chutes de performances subies par divers protocoles. L'aléa du canal radio rend possible l'échange des messages avec des nœuds lointains alors que les communications

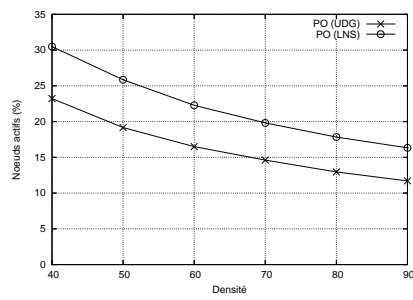
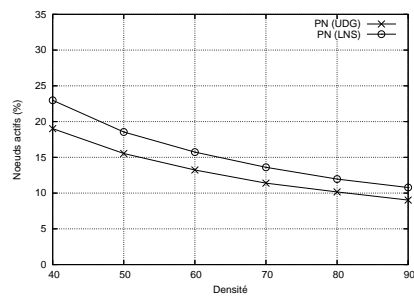
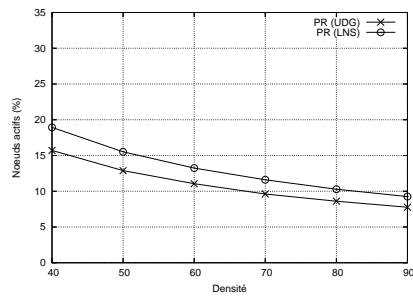
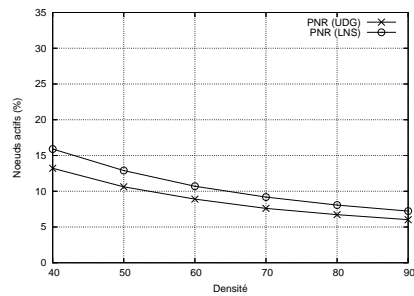
(a) PO, UDG et LNS ($\alpha = 2$)(b) PN, UDG et LNS ($\alpha = 2$)(c) PR, UDG et LNS ($\alpha = 2$)(d) PNR, UDG et LNS ($\alpha = 2$)

FIG. 5.18 – Nœuds actifs (%) en fonction de la densité pour les variantes proposées en 3.2.

avec des voisins proches peuvent subitement échouer. Les nœuds peuvent ainsi être induits en erreur lors de leur décision d'activité. C'est le cas de TGJD qui ne peut plus préserver la couverture de surface totalement. Nous avons alors tenté d'améliorer cette solution en proposant des ajustements. Si les résultats obtenus sont satisfaisants, ces corrections s'appuient toujours sur des hypothèses qu'il faudra un jour reconsidérer.

Nous avons vu que les algorithmes proposés au cours de ces travaux étaient particulièrement robustes. Il s'agissait de tendre vers des solutions fiables dont le fonctionnement tenait compte des aléas lors de transmissions sans fils. Nous avons montré que SCR-CADS possédait une résistance inhérente à son processus de décision particulier tandis que nos variantes PO, PR, PN et PNR étaient indifférentes à ces aléas tant les décisions d'activité ne reposent que sur des informations essentiellement positives. La perte de ces dernières ne constitue pas un risque d'erreur mais uniquement une perte d'information conduisant à plus de nœuds à devenir actifs, du fait d'une connaissance incomplète du voisinage.

Comme nous l'avons montré au cours du chapitre précédent, il existe différents moyens d'adapter des protocoles existants à la couverture multiple. Nous n'avons pas fourni ici de résultats concernant l'impact d'une couche physique réaliste sur la k -couverture. La principale raison est que nous nous étions concentrés sur la solution consistant en la construction de plusieurs couches d'activité. Chaque sous-ensemble de nœuds actifs assure la couverture simple de la zone. Ainsi, les résultats obtenus ici par nos protocoles sont facilement transposables à la couverture multiple. Dans [20], nous avons déjà montré que la couverture multiple pouvait toujours être assurée par PO et PR lorsqu'elle est assurée par la méthode des couches d'activité. Il en est de même pour PN et PNR. Concernant la k -couverture plate, elle est difficile à caractériser une fois qu'elle n'est pas assurée. En revanche, nous avons voulu exposer les chutes de performances et les alternatives de robustesse. Enfin, la connexité de réseaux multi-sauts est difficilement évaluable lorsque des liens de communication probabilistes sont considérés et nous n'avons pas su caractériser cette connexité de façon satisfaisante.

Nous avons montré que les aléas du canal radio ne doivent pas être pris en compte au seul moment de l'implémentation, mais bien au cours de la conception des protocoles. Celle-ci doit absolument tenir compte de la réalité. Ceci passe par l'évolution des modèles d'analyse et de simulation ainsi que des métriques d'évaluation.

Sixième Chapitre

CONCLUSION ET PERSPECTIVES

« Si vous ne trouvez plus rien, cherchez autre chose. »

Brigitte Fontaine,
L'Europe, des visages des figures.

« Il faut vivre en intelligence avec le système, mais en révolte contre ses conséquences, il faut vivre avec l'idée que nous avons survécu au pire. »

Jean Baudrillard,
Cool memories IV, 1995-2000.

« J'ai un projet, devenir fou. »

Charles Bukowski,
Poète américain.

6.1 Conclusion

Nous avons étudié l'ordonnancement d'activité dans les réseaux de capteurs selon le critère de couverture de surface. Il s'agissait de trouver des solutions localisées au problème de la construction d'ensembles couvrants connectés. L'objectif de l'ordonnancement d'activité est double : il est primordial, d'un point de vue énergétique, de réduire la redondance induite par un déploiement aléatoire et cette diminution est également essentielle à une gestion cohérente d'une large population d'objets. Nous avons d'abord proposé une solution, SCR-CADS, inspirée d'un protocole existant pour la construction d'ensembles dominants connectés. Capable de résoudre le problème posé, cet algorithme un nombre de messages de contrôle directement proportionnel au nombre de nœuds constituant le réseau. Nous avons alors proposé un protocole affranchi de découverte de voisinage. Rivalisant avec l'une des meilleures solutions localisées existantes, en termes de proportion de nœuds actifs et de couverture de surface, nos quatre variantes PO, PN, PR et PNR réduisent considérablement le nombre de communications nécessaires, source principale de consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs. Pour ces deux solutions, nous sommes parvenus à respecter notre contrainte algorithmique qui était de ne proposer que des protocoles totalement décentralisés. Nous sommes ainsi parvenus à un comportement global cohérent sur la base de décisions locales simples. Durant nos évaluations, nous n'avons considéré que des réseaux homogènes, tous les nœuds ayant des caractéristiques supposées identiques (tels les rayons de surveillance et de communication). Le bon fonctionnement de nos protocoles ne repose cependant en rien sur cette hypothèse ; Les mécanismes d'évaluation de couverture sont valables pour des rayons de surveillance hétérogènes et nos solutions ne reposent pas sur des communications symétriques.

Nous avons ensuite détaillé différentes possibilités d'extension des algorithmes étudiés à la couverture multiple, aussi nommée k -couverture ; Tout point de la zone ne devait plus être couvert par au moins un capteur actif, mais par k . Différentes possibilités ont été discutées. Nous avons dans un premier temps modifié l'évaluation de couverture utilisé lors de la prise de décision d'activité. Dans un second temps, nous avons assuré la k -couverture par k ensembles disjoints, chacun couvrant la zone. Ces ensembles ont d'abord été obtenus à l'aide d'une répartition aléatoire des éléments du réseau. Cette méthode avait l'avantage d'être utilisable par n'importe quel protocole de couverture simple désirant assurer la couverture multiple mais ne pouvait garantir de niveau de couverture avec des densités trop faibles. Nous avons alors proposé une solution adaptative capable d'atteindre un certain degré de couverture $i < k$ lorsque la densité du réseau ne permet pas d'établir la k -couverture.

Enfin, nous avons reconsidéré la plus controversée de nos hypothèses de travail : celle du modèle de communication. Représenter la zone de communication sans fil d'un nœud se traduit le plus souvent par l'emploi du disque unitaire. Stationnarité, déterminisme et symétrie des liens de communication sont en opposition totale avec les aléas rencontrés dans un environnement réaliste. Nous avons donc remplacé notre modèle déterministe par un modèle probabiliste. Grâce à ce dernier, la communication entre deux nœuds distants est probable : Si deux objets communicants sont proches, il existe une forte probabilité pour qu'ils puissent communiquer. En revanche, une transmission correcte alors qu'ils sont éloignés l'un de l'autre est peu probable. Dans ces nouvelles conditions, nous avons observé qu'un protocole « classique » tel que TGJD souffrait de pertes de performances. L'introduction de l'aléa sur les liens de communications suppose soit de renforcer ces liens, soit d'adapter les algorithmes. Étant donnée la consommation énergétique potentielle de la première solution (mécanisme de ré-émissions ou

d'acquittements surchargeant le medium de communication, voire de codage canal augmentant largement la taille des messages), nous avons opté pour la seconde. Nous avons vu qu'il était possible d'adapter le processus de décision en tenant compte de l'aléa du canal radio, assurant un niveau de performance à nouveau correct pour TGJD. Nos approches se sont quant à elles montrées robustes. Le mécanisme utilisé par SCR-CADS lui permet de maintenir des niveaux de couverture et de connexité élevés. Lorsque ces derniers sont jugés insuffisants, nous avons proposé des ajustements permettant de les rehausser. Enfin, nos variantes PO, PN, PR et PNR ont continué de construire des ensembles couvrants de taille raisonnable en utilisant un nombre de messages très faible. Ces propriétés en font d'après nous des solutions parfaitement adaptées aux problématiques liées à l'ordonnancement d'activité dans les réseaux de capteurs.

6.2 Perspectives

Parmi les hypothèses de travail se trouvait la non mobilité des nœuds. Communément admise dans les réseaux de capteurs, elle pourrait néanmoins être remise en cause lors de déploiements spécifiques et notamment lorsque les *poussières intelligentes* seront employées. Nous avons affirmé qu'avoir des protocoles localisés permettait la robustesse à la mobilité qui n'est, du point de vue d'un nœud, qu'une modification de voisinage. Il s'agira ensuite de s'accorder sur l'implémentation des protocoles afin de réévaluer le voisinage en fonction de la mobilité.

Nous avons également supposé que les positions étaient connues de façon exacte. Or, il existe de nombreuses limitations aux résultats publiés dans le domaine de la localisation. Il serait donc pertinent d'évaluer l'impact d'erreurs de positionnement sur les protocoles existants et de proposer des ajustements si ce dernier est trop important. Nous devons aussi tenter d'affranchir les mécanismes présentés ici de la connaissance nécessaire des positions.

De même, nous avons toujours supposé que la synchronisation entre les nœuds était parfaite. Là encore les présupposés formulés dans les travaux existants pourraient être questionnés et nous pourrions tendre vers des protocoles asynchrones.

Nous n'avons pas tiré parti des stations puits, hormis pour appuyer nos hypothèses de localisation et de synchronisation parfaites. Or, l'évaluation des positions dépend de la faculté à calculer les distances qui nécessite elle-même une synchronisation en temps très précise. Intégrer les stations puits dans la modélisation d'un réseau de capteurs permettrait dans un premier temps d'ancrer ces hypothèses et dans un second de révéler des problématiques propres aux réseaux de capteurs, telle que la connexité au puits par exemple. La contrainte de la connexité du graphe pourrait ainsi être relâchée.

Nous avons employé un disque pour modéliser la zone d'observation d'un capteur. Cette hypothèse n'a pas été remise en cause alors que nous l'avons fait pour la zone de communication. Il existe tant de capteurs différents que converger vers un modèle commun est tout simplement impossible. Néanmoins, il convient de relativiser l'importance de cette notion dans nos contributions ; elle n'est en effet utilisée qu'au cours de l'évaluation de la couverture. Autrement dit, une modification du modèle serait à reporter dans l'évaluation de la couverture uniquement et ne changerait en rien les protocoles d'ordonnancement d'activité décrits ici. Il est en revanche certain que les critères de décision devront être adaptés à l'application et donc au type de capteur utilisé.

Nous avons adopté comme métriques d'évaluation la proportion de nœuds actifs, le nombre de communications nécessaires au bon fonctionnement du protocole, la couverture de surface

et la connexité de l'ensemble construit. Lorsque l'hypothèse de travail du disque unitaire a été remise en question, l'évaluation de la connexité est devenue difficile. De nombreux travaux existent et tentent de caractériser la connexité d'un réseau sans fils multi-sauts. Les perspectives de ce travail commencent donc ici. À présent que le modèle a été changé, il faut adapter les métriques d'évaluation. Nous pourrions ensuite raffiner toujours davantage le modèle probabiliste que nous avons employé ici. Ce dernier ne prend en compte ni les interférences, ni les pertes corrélées. Or, lorsque de nombreux objets se partagent l'air comme moyen de communication, il faut non seulement tenir compte des difficultés d'écoute mais aussi des phénomènes perturbateurs. Lorsqu'une communication est brouillée, rien ne se fait instantanément. Le phénomène perturbateur doit être lui aussi modélisé de façon à adapter le modèle probabiliste en conséquence. Ainsi, si deux nœuds proches venaient à ne pas pouvoir communiquer à un instant t , il faudrait prolonger cette perturbation de façon à ce que la communication ne puisse être rétablie que progressivement.

Avant que les réseaux de capteurs, tels que nous les considérons (collaboratifs, autonomes, etc.), ne deviennent réalité, il faudra adapter les mécanismes de gestion de large population. Nous avons supposé dans ce document que les communications, si elles pouvaient souffrir des aléas du canal radio, n'étaient jamais soumises à des mécanismes d'accès au medium. Alors que de nombreuses couches MAC ont été et continuent d'être proposées, de nombreux travaux ont déjà exhibé les travers du standard IEEE 802.11 lorsqu'il est utilisé en mode ad hoc par exemple. Le passage à l'échelle est le plus souvent mal supporté, sans qu'on n'expérimente pourtant des populations d'objets extrêmement denses. Proposer des mécanismes de gestion adaptés aux contraintes inhérentes à ces dernières continuera d'être notre sujet d'étude privilégié.

Bibliographie personnelle

Revues internationales

A. Gallais and J. Carle. An adaptive localized algorithm for multiple sensor area coverage. *Ad Hoc and Sensor Wireless Networks journal (AHSWN)*, à paraître en 2007.

Conférences et ateliers internationaux

A. Gallais and J. Carle. An adaptive localized algorithm for multiple sensor area coverage. Dans *Proc. of IEEE 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA)*, Niagara Falls, Canada, à paraître en 2007.

A. Gallais, F. Ingelrest, J. Carle, and D. Simplot-Ryl. Preserving area coverage in sensor networks with a realistic physical layer. Dans *26th Annual IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, Anchorage, AK, USA, papier court à paraître en 2007.

A. Gallais, J. Carle, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenovic. Ensuring k-coverage in wireless sensor networks under realistic physical layer assumptions. Dans *5th IEEE Conference on Sensors (Sensors)*, Daegu, Korea, 2006.

A. Gallais, H. Parvery, J. Carle, J.-M. Gorce, and D. Simplot-Ryl. Efficiency impairment of wireless sensor networks protocols under realistic physical layer conditions. Dans *10th IEEE International Conference on Communication Systems (ICCS)*, Singapore, 2006.

A. Gallais, J. Carle, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenovic. Localized sensor area coverage with low communication overhead. Dans *4th Annual IEEE International Conference on Pervasive Computing and Communications (PerCom)*, pages 328–337, Pisa, Italy, 2006.

J. Carle, A. Gallais, and D. Simplot-Ryl. Preserving area coverage in wireless sensor networks by using surface coverage relay dominating sets. Dans *IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC)*, Cartagena, Spain, 2005.

J. Carle, A. Gallais, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Localized sensor area coverage with low communication overhead. Dans *5th Scandinavian Workshop on Wireless Ad-hoc Networks (ADHOC)*, Stockholm, Sweden, 2005.

Conférences et ateliers nationaux

A. Gallais, J. Carle, and D. Simplot-Ryl. La k-couverture dans les réseaux de capteurs. Dans *Actes des 9èmes rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel)*, 2007.

A. Gallais, J. Carle, and D. Simplot-Ryl. Study and improvement of surface coverage relay protocol with a realistic physical layer. Dans *Actes du Workshop Interface Radio pour les réseaux radio Multi-Sauts (IRAMUS)*, Val Thorens, France, 2007.

A. Gallais, F. Ingelrest, J. Carle, and D. Simplot-Ryl. Maintien de la couverture de surface dans les réseaux de capteurs avec une couche physique réaliste. Dans *Actes du Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles (CFIP)*, pages 153–164, Tozeur, Tunisia, 2006.

A. Gallais, H. Parvery, J. Carle, J.-M. Gorce, and D. Simplot-Ryl. Impact du lien radio sur les performances des protocoles de couverture de surface pour réseaux de capteurs. Dans *Actes des 8èmes rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel)*, 2006.

En cours de soumission

A. Gallais, J. Carle, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenovic. Localized sensor area coverage with low communication overhead. sous révisions mineures à *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2007.

Bibliographie

- [1] Z. Abrams, A. Goel, and S. Plotkin. Set k-cover algorithms for energy efficient monitoring in wireless sensor networks. In *Proceedings of International Symposium on Information Processing in Sensor Networks (IPSN)*, pages 424–432, Berkeley, CA, USA, 2004.
- [2] C. Adjih, P. Jacquet, and L. Viennot. Computing connected dominated sets with multipoint relays. *Ad Hoc and Sensor Wireless Networks journal (AHSWN)*, 1(3) :27–39, 2005.
- [3] I.F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci. Wireless sensor networks : a survey. *Computer Networks*, 38 :393–422, 2002.
- [4] C. Bettstetter and C. Hartmann. Connectivity of wireless multihop networks in a shadow fading environment. In *Proceedings of 6th ACM International Workshop on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWIM)*, pages 28–32, San Diego, CA, USA, 2003.
- [5] N. Bulusu, J. Heidemann, and D. Estrin. Gps-less low cost outdoor localization for very small devices. *IEEE Personal Communications Magazine*, 7(5) :28–34, October 2000.
- [6] Y. Cai, M. Li, W. Shu, and M.-Y. Wu. Acos : A precise energy-aware coverage control protocol for wireless sensor networks. *Ad Hoc & Sensor Wireless Networks, An International Journal*, 3(1) :77–98, 2007.
- [7] S. Capkun, M. Hamdi, and J.-P. Hubaux. GPS-free positioning in mobile ad hoc networks. *Cluster Computing*, 5(2) :157–167, 2002.
- [8] M. Cardei, M. T. Thai, Y. Li, and W. Wu. Energy-efficient target coverage in wireless sensor networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, pages 1976–1984, Miami, FL, USA, 2005.
- [9] J. Carle, A. Gallais, and D. Simplot-Ryl. Preserving area coverage in wireless sensor networks by using surface coverage relay dominating sets. In *Proceedings of IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC)*, pages 347–352, Cartagena, Spain, 2005.
- [10] J. Carle and D. Simplot. Energy efficient area monitoring by sensor networks. *IEEE Computer Magazine*, 37 :40–46, 2004.
- [11] F. Dai and J. Wu. Distributed dominant pruning in ad hoc networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Anchorage, AK, USA, 2003.
- [12] F. Dai and J. Wu. An extended localized algorithm for connected dominating set formation in ad hoc wireless networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems (TPDS)*, 15(10) :908–920, 2004.
- [13] L. Doherty, K.S.J. Pister, and L. El Ghaoui. Convex position estimation in wireless sensor networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, volume 3, pages 1655–1663, Anchorage, AK, USA, 2001.

- [14] A. Duda, G. Harrus, Y. Haddad, and G. Bernard. Estimating global time in distributed systems. In *Proceedings of International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, pages 299–306, Berlin, Germany, 1987.
- [15] L. Fang, W. Du, and P. Ning. A beacon-less location discovery scheme for wireless sensor networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, pages 161–171, Miami, FL, USA, 2005.
- [16] A. Gallais and J. Carle. An adaptive localized algorithm for multiple sensor area coverage. In *Proceedings of IEEE 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA)*, Niagara Falls, Canada, 2007. to appear.
- [17] A. Gallais and J. Carle. An adaptive localized algorithm for multiple sensor area coverage. *Ad Hoc and Sensor Wireless Networks journal (AHSWN)*, 2007. to appear.
- [18] A. Gallais, J. Carle, and D. Simplot-Ryl. La k-couverture dans les réseaux de capteurs. In *Proceedings of 9èmes rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel)*, Ile d’Oléron, France, 2007. to appear.
- [19] A. Gallais, J. Carle, and D. Simplot-Ryl. Study and improvement of surface coverage relay protocol with a realistic physical layer. In *Workshop Interface Radio pour les réseaux radio Multi-Sauts (IRAMUS)*, Val Thorens, France, 2007.
- [20] A. Gallais, J. Carle, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Ensuring k-coverage in wireless sensor networks under realistic physical layer assumptions. In *Proceedings of 5th IEEE Conference on Sensors (Sensors)*, Daegu, Korea, 2006.
- [21] A. Gallais, J. Carle, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Localized sensor area coverage with low communication overhead. In *Proceedings of 4th Annual IEEE International Conference on Pervasive Computing and Communications (PerCom)*, pages 328–337, Pisa, Italy, 2006.
- [22] A. Gallais, J. Carle, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Localized sensor area coverage with low communication overhead. *submitted to IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2007.
- [23] A. Gallais, F. Ingelrest, J. Carle, and D. Simplot-Ryl. Maintien de la couverture de surface dans les réseaux de capteurs avec une couche physique réaliste. In *Proceedings of Colloque Francophone sur l’Ingénierie des Protocoles (CFIP)*, pages 153–164, Tozeur, Tunisia, 2006.
- [24] A. Gallais, F. Ingelrest, J. Carle, and D. Simplot-Ryl. Preserving area coverage in sensor networks with a realistic physical layer. In *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, Anchorage, AK, USA, 2007. to appear as short paper.
- [25] A. Gallais, H. Parvery, J. Carle, J.-M. Gorce, and D. Simplot-Ryl. Efficiency impairment of wireless sensor networks protocols under realistic physical layer conditions. In *Proceedings of 10th IEEE International Conference on Communication Systems (ICCS)*, Singapore, 2006.
- [26] A. Gallais, H. Parvery, J. Carle, J.-M. Gorce, and D. Simplot-Ryl. Impact du lien radio sur les performances des protocoles de couverture de surface pour réseaux de capteurs. In *Proceedings of 8èmes rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel)*, Tregastel, France, 2006.

- [27] S. Ganeriwal, R. Kumar, and M. Srivastava. Timing-sync protocol for sensor networks. In *Proceedings of ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*, pages 138–149, Los Angeles, CA, USA, 2003.
- [28] M.R. Garey and D.S. Johnson. *Computers and Intractability : A Guide to the Theory of NP-Completeness*. W.H. Freeman, 1979.
- [29] J. V. Greunen and J. Rabaey. Lightweight time synchronization for sensor networks. In *Proceedings of ACM international conference on Wireless Sensor Networks and Applications (WSNA)*, pages 11–19, San Diego, CA, USA, 2003.
- [30] L. Gu and J. A. Stankovic. Radio-triggered wake-up capability for sensor networks. In *Proceedings of 10th IEEE Real-Time and Embedded Technology and Applications Symposium (RTAS)*, pages 27–37, Toronto, Canada, 2004.
- [31] C. Gui and P. Mohapatra. Power conservation and quality of surveillance in target tracking sensor networks. In *Proceedings of ACM Mobile Computing and networking (Mobicom)*, pages 129–143, Philadelphia, PA, USA, 2004.
- [32] H. Gupta, S. Das, and Q. Gu. Connected sensor cover : Self-organization of sensor networks for efficient query execution. In *Proceedings of ACM Mobile Ad Hoc networking and Computing (MobiHoc)*, pages 189–200, Annapolis, MD, USA, 2003.
- [33] R. Hekmat and P. Van Mieghem. Study of connectivity in wireless ad-hoc networks with an improved radio model. In *Proceedings of 2nd Second Workshop on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks (WiOpt)*, Cambridge, UK, 2004.
- [34] C.-F. Hsin and M. Liu. Network coverage using low duty-cycled sensors : random & coordinated sleep algorithms. In *Proceedings of the third international symposium on Information Processing in Sensor Networks (IPSN)*, pages 433–442, Berkeley, CA, USA, 2004.
- [35] IEEE standard for information technology - telecommunications and information exchange between systems - local and metropolitan area networks specific requirements part 15.4 : wireless medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications for low-rate wireless personal area networks (LR-WPANs), 2003.
- [36] J. Jiang and W. Dou. A coverage preserving density control algorithm for wireless sensor networks. In *Proceedings of 3rd International Conference on AD-HOC Networks and Wireless (ADHOC-NOW)*, pages 42–45, Vancouver, BC, Canada, 2004.
- [37] R. M. Karp. Reducibility among combinatorial problems. In R. E. Miller and J. W. Thatcher, editors, *Complexity of Computer Computations*, pages 85–103. Plenum Press, New York, 1972.
- [38] H. Karvonen, Z. Shelby, and C. Pomalaza-Raez. Coding for energy efficient wireless embedded networks. In *Proceedings of the International Workshop on Wireless Ad-hoc Networks(IWWAN)*, pages 300–304, Oulu, Finland, 2004.
- [39] S. Kumar, T. H. Lai, and A. Arora. Barrier coverage with wireless sensors. In *Proceedings of ACM Mobile Computing and networking (Mobicom)*, pages 284–298, Cologne, Germany, 2005.
- [40] S. Kumar, T. H. Lai, and J. Balogh. On k-coverage in a mostly sleeping sensor network. In *Proceedings of ACM Mobile Computing and networking (Mobicom)*, pages 144–158, Philadelphia, PA, USA, 2004.

- [41] J. Kuruvila, A. Nayak, and I. Stojmenović. Hop count optimal position based packet routing algorithms for ad hoc wireless networks with a realistic physical layer. In *Proceedings of IEEE Mobile Ad hoc and Sensor Systems (MASS)*, Fort Lauderdale, FL, USA, 2004.
- [42] D. Li, K. Wong, Y. Hu, and A. Sayeed. Detection, classification, and tracking of targets. *IEEE Signal Processing Magazine*, 19(2) :17–30, march 2002.
- [43] J. Liu, Y. Zhang, and F. Zhao. Robust distributed node localization with error management. In *Proceedings of ACM Mobile Ad Hoc networking and Computing (MobiHoc)*, pages 250–261, Florence, Italy, 2006.
- [44] M. Maroti, B. Kusy, G. Simon, and A. Ledeczi. The flooding time synchronization protocol. In *Proceedings of ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*, pages 39–49, Baltimore, MD, USA, 2004.
- [45] D. Miorandi and E. Altman. Coverage and connectivity of ad-hoc networks in presence of channel randomness. In *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, Miami, FL, USA, 2005.
- [46] D. Niculescu and B. Nath. Ad hoc positioning system (aps) using aoa. In *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, volume 22, pages 1734–1743, San Francisco, CA, USA, 2003.
- [47] The network simulator. <http://nslam.isi.edu/nslam>.
- [48] Opnet modeler. <http://www.opnet.com/products/modeler/home.html>.
- [49] W. Peng and X.C. Lu. On the reduction of broadcast redundancy in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of ACM Mobile Ad Hoc networking and Computing (MobiHoc)*, Boston, MA, USA, 2000.
- [50] L. Quin and T. Kunz. On-demand routing in MANETs : The impact of a realistic physical layer model. In *Proceedings of the International Conference on Ad-Hoc Networks and Wireless (ADHOC-NOW)*, pages 37–48, Montreal, QC, Canada, 2003.
- [51] K. Römer. Time synchronization in ad hoc networks. In *Proceedings of ACM Mobile Ad Hoc networking and Computing (MobiHoc)*, pages 173–182, Long Beach, CA, USA, 2001.
- [52] K. Römer. *Time Synchronization and Localization in Sensor Networks*. PhD thesis, Swiss Federal Institute of Technology Zurich (ETH Zurich), 2005.
- [53] Y. Sankasubramaniam, I.F. Akyildiz, and S.W. McLaughlin. Energy efficiency based packet size optimization in wireless sensor networks. In *Proceedings of 1st IEEE International Workshop on Sensor Network Protocols and Applications (SNPA)*, pages 1–8, Anchorage, AK, USA, 2003.
- [54] C. Savarese, J. M. Rabaey, and K. Langendoen. Robust positioning algorithms for distributed ad-hoc wireless sensor networks. In *Proceedings of the General Track : 2002 USENIX Annual Technical Conference*, pages 317–327, Monterey, CA, USA, 2002.
- [55] J.A. Shaikh, I. Stojmenović, and J. Wu. New metrics for dominating set based energy efficient activity scheduling. In *Proceedings of the International Workshop on Wireless Local Networks (WLN)*, pages 425–438, Bonn, Germany, 2003.
- [56] J.P. Sheu, C.H. Yu, and S.C. Tu. A distributed protocol for query execution in sensor networks. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, volume 3, pages 1824–1829, New Orleans, LA, USA, 2005.

- [57] I. Stojmenović and S. Olariu. Data centric protocols for wireless sensor networks. *Handbook of Sensor Networks : Algorithms and Architectures* (I. Stojmenović, ed.), Wiley, pages 417–456, 2005.
- [58] I. Stojmenović, M. Seddigh, and J. Zunic. Dominating sets and neighbor elimination-based broadcasting algorithms in wireless networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems (TPDS)*, 13(1) :14–25, 2001.
- [59] I. Stojmenović and J. Wu. chapter broadcasting and activity scheduling in ad hoc networks. *Mobile Ad Hoc Networking* (S. Basagni and M. Conti and S. Giordano and I. Stojmenović, eds.), IEEE Press, pages 205–229, 2004.
- [60] W. Su and I. F. Akyildiz. Time-diffusion synchronization protocol for wireless sensor networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 13(2) :384–397, 2005.
- [61] D. Tian and N. Georganas. A coverage-preserving node scheduling scheme for large wireless sensor networks. In *Proceedings of ACM international conference on Wireless Sensor Networks and Applications (WSNA)*, pages 32–41, Atlanta, GA, USA, 2002.
- [62] D. Tian and N. D. Georganas. Connectivity maintenance and coverage preservation in wireless sensor networks. *AdHoc Networks Journal (Elsevier Science)*, pages 744–761, 2005.
- [63] X. Wang, G. Xing, Y. Zhang, C. Lu, R. Pless, and C. Gill. Integrated coverage and connectivity configuration in wireless sensor networks. In *Proceedings of ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*, pages 28–39, Los Angeles, CA, USA, 2003.
- [64] Z. Wang and G. B. Giannakis. A simple and general parametrization quantifying performance in fading channels. *IEEE Transactions on Communications*, 51(8) :1389–1398, 2003.
- [65] J. Wu and H. Li. Distributed dominant pruning in ad hoc networks. In *Proceedings of the 3rd International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications (Dial M)*, Seattle, WA, USA, 1999.
- [66] J. Wu, B. Wu, and I. Stojmenović. Power-aware broadcasting and activity scheduling in ad hoc wireless networks using connected dominating sets. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 4(1) :425–438, 2003.
- [67] G. Xing, X. Wang, Y. Zhang, C. Lu, R. Pless, and C. Gill. Integrated coverage and connectivity configuration for energy conservation in sensor networks. *ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN)*, 1(1) :36–72, August 2005.
- [68] T. Yan, T. He, and J. A. Stankovic. Differentiated surveillance service for sensor networks. In *Proceedings of ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*, pages 51–62, Los Angeles, CA, USA, 2003.
- [69] S. Yang, F. Dai, M. Cardei, and J. Wu. On multiple point coverage in wireless sensor networks. In *Proceedings of IEEE Mobile Ad hoc and Sensor Systems (MASS)*, Washington, DC, USA, 2005.
- [70] F. Ye, G. Zhong, J. Cheng, S. Lu, and L. Zhang. Peas : A robust energy conserving protocol for long-lived sensor networks. In *Proceedings of International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, pages 28–37, Rhode Island, RI, USA, 2003.
- [71] H. Zhang and J. C. Hou. Maintaining sensing coverage and connectivity in large sensor networks. *Ad Hoc and Sensor Wireless Networks journal (AHSWN)*, 1 :89–123, 2005.

- [72] Z. Zhou, S. Das, and H. Gupta. Connected k-coverage problem in sensor networks. In *Proceedings of 13th International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, pages 373–378, Chicago, IL, USA, 2004.

Ordonnancement d'activité dans les réseaux de capteurs : l'exemple de la couverture de surface

De par leur taille miniature, les capteurs sans fils sont fortement contraints en énergie, imposant une gestion raisonnée du réseau qu'ils peuvent former grâce à leur capacité de communication sans fil. Le déploiement de ces réseaux sur des zones sensibles ou distantes rend impossible le rechargement ou le remplacement des batteries. Il est donc crucial d'ordonnancer l'activité des capteurs ; Pendant qu'une partie des objets participe à l'application, les autres sont dans un mode passif, peu consommateur de ressources. Le critère de choix des nœuds actifs est celui de la couverture de surface : l'ensemble des capteurs actifs doit être capable d'observer une zone aussi large que celle couverte par l'ensemble des capteurs déployés. Nous avons choisi d'étudier des approches localisées uniquement, ne reposant sur aucune infrastructure. L'objectif est d'obtenir un comportement global cohérent à partir de décisions individuelles simples issues d'informations locales. Plus robustes, adaptables et surtout passables à l'échelle, ces approches semblent être les plus adaptées à des réseaux où les densités évoquées peuvent être d'une centaine d'objets par zone de communication. Dans ce cadre, nous avons proposé plusieurs protocoles d'ordonnancement d'activité. Nos propositions se distinguent non seulement parce qu'elles considèrent les problèmes de connexité et de couverture de zone comme ne formant qu'un, mais aussi de par leur faible coût en communication ainsi que par leur robustesse. Nous avons ensuite étudié diverses méthodes d'extension à la couverture multiple où tout point de la zone doit être couvert par un nombre fixé de capteurs actifs. Enfin, nous avons évalué toutes ces approches à l'aide de modèles de communication réalistes, montrant que nos solutions conservent toute leur cohérence, en termes de couverture et de connexité, tandis que des protocoles classiques souffrent de pertes de performances.

Activity scheduling in wireless sensor networks : the area coverage problem

Recent advances in micro-electro-mechanical systems (MEMS) have enabled the development of low cost, low power, multi functional sensor devices. These devices can operate autonomously to gather, process and transmit information about their deployment area. A sensor network is a set of nodes in which a battery, a sensing module and a wireless communication device are embedded. Densely deployed over hostile or remote environments, the self-organization of the sensors should provide full monitoring and pertinent data collection at base stations. Once deployed in a field, battery power of sensors cannot be easily replaced or refilled. Energy is therefore the system's most important resource. Sensors are allowed to turn into sleep mode depending on a given criterion. For instance, if too many nodes are deployed, only some of them are really needed for monitoring. The area coverage problem is about sensors making decisions whether or not to turn off so that the whole area remains fully covered. We proposed several activity scheduling protocols that preserve area coverage. Their performances are competitive with existing solutions. We addressed the two problems of coverage and connectivity as a unified one, while considerably reducing the communication overhead and increasing the reliability of our algorithms. We then proposed various methods allowing to extend existing solutions to handle multiple coverage (each physical point of the area must be monitored by a given number of active sensors). We finally integrated more realistic communication models and we have shown that our solutions were still performing great, unlike other existing algorithms, which should facilitate their future implementation on real wireless sensors.